

日 本 国 特 許 庁

JAPAN PATENT OFFICE

J0835 U.S. PTO  
10/01079  
12/07/01

別紙添付の書類に記載されている事項は下記の出願書類に記載されている事項と同一であることを証明する。

This is to certify that the annexed is a true copy of the following application as filed with this Office

出 願 年 月 日

Date of Application:

2000年12月 7日

出 願 番 号

Application Number:

特願2000-373609

出 願 人

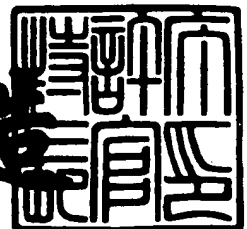
Applicant(s):

シャープ株式会社

2001年 8月24日

特許庁長官  
Commissioner,  
Japan Patent Office

及川耕造



出証番号 出証特2001-3076620

【書類名】 特許願

【整理番号】 00J04732

【提出日】 平成12年12月 7日

【あて先】 特許庁長官 殿

【国際特許分類】 G06F 12/00

【発明者】

    【住所又は居所】 大阪府大阪市阿倍野区長池町 2 2 番 2 2 号 シャープ株式会社内

    【氏名】 戸森 宣昭

【発明者】

    【住所又は居所】 大阪府大阪市阿倍野区長池町 2 2 番 2 2 号 シャープ株式会社内

    【氏名】 福本 克巳

【発明者】

    【住所又は居所】 大阪府大阪市阿倍野区長池町 2 2 番 2 2 号 シャープ株式会社内

    【氏名】 岡本 一宏

【特許出願人】

    【識別番号】 000005049

    【氏名又は名称】 シャープ株式会社

【代理人】

    【識別番号】 100078282

    【弁理士】

    【氏名又は名称】 山本 秀策

【手数料の表示】

    【予納台帳番号】 001878

    【納付金額】 21,000円

【提出物件の目録】

    【物件名】 明細書 1

【物件名】 図面 1

【物件名】 要約書 1

【包括委任状番号】 9005652

【プルーフの要否】 要

【書類名】 明細書

【発明の名称】 データ管理システムおよびデータ管理方法

【特許請求の範囲】

【請求項 1】 データを格納可能な複数のブロックによって構成され、かつ該ブロックの単位でデータを消去可能とする不揮発性半導体記憶部と、該不揮発性半導体記憶部の記憶動作を制御する記憶制御部と、該不揮発性半導体記憶部に格納されるデータをデータ処理するデータ管理システム制御部と、該データ管理システム制御部が参照する管理データを格納するデータ管理システムメモリ部とを備え、

該データ管理システム制御部は、論理的なデータ管理単位であるセクタ毎にデータを分割し、この分割したデータ間の順序関係を示すデータリンク情報を、セクタ毎に分散した各データと共に、該記憶制御部を介して不揮性半導体記憶部に格納し、該データリンク情報として、セクタ毎に分散した各データ直前および直後のデータ格納場所に関する情報を格納することによりデータを管理するデータ管理システム。

【請求項 2】 前記データリンク情報は、前記データ管理システム制御部が、前記ブロックに対して論理的な管理のために割り当てる番号情報を有する請求項 1 記載のデータ管理システム。

【請求項 3】 前記番号情報は、少なくとも論理ブロック番号および論理セクタ番号を含む請求項 2 記載のデータ管理システム。

【請求項 4】 前記データリンク情報は、前記データ管理システム制御部が、前記ブロックに対して物理的な管理のために割り当てる番号情報を有する請求項 1 記載のデータ管理システム。

【請求項 5】 前記番号情報は、少なくとも物理ブロック番号および物理セクタ番号を含む請求項 4 記載のデータ管理システム。

【請求項 6】 前記データリンク情報は、前記分散したデータの先頭データにおける、前記直前のデータ格納場所に関する情報として全ビットが前記ブロックを消去した時のビット状態に等しいデータからなり、前記分散したデータの最終データにおける、前記直後のデータ格納場所に関する情報として全ビットが前

記ブロックを消去したときのビットの状態に等しいデータからなる請求項 1 ～ 5 の何れかに記載のデータ管理システム。

【請求項 7】 前記データリンク情報は、前記直前のデータ格納場所に関する情報、および前記直後のデータ格納場所に関する情報に対して誤り訂正を行うための誤り訂正符号を更に有する請求項 1 ～ 6 の何れかに記載のデータ管理システム。

【請求項 8】 前記誤り訂正符号はハミングコードである請求項 7 記載のデータ管理システム。

【請求項 9】 前記データ管理システム制御部は、前記不揮発性半導体記憶部に格納されるデータを、前記アプリケーションプログラムまたはオペレーティングシステムなどのソフトウェアから与えられる ID 番号によって一意に識別するべく、該 ID 番号および前記分散したデータの先頭データの対応関係を管理する請求項 1 ～ 8 の何れかに記載のデータ管理システム。

【請求項 1 0】 前記データリンク情報は、同一のデータリンク情報を複数有する請求項 1 ～ 9 の何れかに記載のデータ管理システム。

【請求項 1 1】 前記データ管理システム制御部は、前記アプリケーションプログラムまたはオペレーティングシステムなどのソフトウェアから与えられる ID 番号から該当するデータの先頭データを検索し、先頭セクタに格納されるデータリンク情報の直前のデータ格納場所に関する情報について、その全ビットが前記ブロックを消去したときのビットの状態に等しいデータであるかどうかを比較する手段と、この比較結果が異なる場合、アプリケーションプログラムまたはオペレーティングシステムなどのソフトウェアに対し、データリンク情報に異常があることを知らせる手段とを有する請求項 6 記載のデータ管理システム。

【請求項 1 2】 前記データ管理システム制御部は、前記アプリケーションプログラムまたはオペレーティングシステムなどのソフトウェアから与えられる ID 番号から該当するデータの先頭データを検索し、先頭セクタから順番に各セクタに格納されるデータリンク情報の直後のデータ格納場所に関する情報を辿ることで最後のセクタを参照した時、該セクタに格納されるデータリンクの直後のデータ格納場所に関する情報について、その全ビットが前記ブロックを消去した

時のビットの状態に等しいデータであるかどうかを比較する手段と、この比較結果が異なる場合、アプリケーションプログラムまたはオペレーティングシステムなどのソフトウェアに対し、データリンク情報に異常があることを知らせる手段とを有する請求項6または11記載のデータ管理システム。

【請求項13】 前記データ管理システム制御部は、該データリンク情報を参照する際に、少なくとも前記分散した各データについて、その直後のデータ格納場所に関する情報、およびその情報から次に参照されるセクタに格納されるデータリンク情報の直前のデータ格納場所に関する情報の、双方に矛盾がないかどうかの確認を行う手段を有する請求項1～9の何れかに記載のデータ管理システム。

【請求項14】 前記データ管理システム制御部は、前記複数の同一内容のデータリンク情報について、該データリンク情報を参照する際に、前記分散した各データについて、直後のデータ格納場所に関する情報、およびその情報から次に参照されるセクタに格納されるデータリンク情報の直前のデータ格納場所に関する情報の、双方に矛盾がないか、データリンク情報の組み合わせ毎に全組み合わせの確認を行う手段を有する請求項10記載のデータ管理システム。

【請求項15】 前記データ管理システム制御部は、前記複数の同一内容のデータリンク情報について、少なくとも該データリンク情報を参照する際に、前記分散した各データについて、直後のデータ格納場所に関する情報、およびその情報から次に参照されるセクタに格納されるデータリンク情報の直前のデータ格納場所に関する情報の、双方に矛盾がないか、データリンク情報の組み合わせの一つを用いて確認を行い、矛盾がある場合は、前記組み合わせとは異なる組み合わせの一つを用いて確認を行う手段を有する請求項10記載のデータ管理システム。

【請求項16】 前記データ管理システム制御部は、前記データ格納場所に関する情報に矛盾がないか確認を行うために、前記分散したあるデータのデータリンク情報に含まれるその直後のデータ格納場所に関する情報から、該直後のデータを参照し、該直後のセクタに格納されるデータリンク情報に含まれる直前のデータの格納場所に関する情報と、前記直後のデータの格納場所に関する情報と

を比較する手段を有する請求項 13～15 の何れかに記載のデータ管理システム。

【請求項 17】 前記データ管理システム制御部は、前記データの格納場所に関する情報に矛盾がある場合、前記誤り訂正符号を用いて正しい情報に訂正する手段を有する請求項 11～16 の何れかに記載のデータ管理システム。

【請求項 18】 前記データ管理システム制御部は、前記複数の同一内容のデータリンク情報について、内容に矛盾がある場合は、矛盾がないデータリンク情報によって矛盾があるデータの修復を行う手段を有する請求項 14～17 の何れかに記載のデータ管理システム。

【請求項 19】 前記データ管理システム制御部は、前記複数の同一内容のデータリンク情報について、内容の矛盾がある場合は、前記アプリケーションプログラムまたはオペレーティングシステムなどのソフトウェアへ、その旨の通知を行う手段を有する請求項 1～11 の何れかに記載のデータ管理システム。

【請求項 20】 論理的なデータ管理単位であるセクタにデータを分散させるためのデータ間の順序関係を示すと共に、セクタ毎に分散した各データ直前および直後のデータ格納場所に関する情報を持つデータリンク情報を、不揮性半導体記憶部に対して、セクタ毎に分散した各データと共に格納するステップを有するデータ管理方法。

【請求項 21】 前記アプリケーションプログラムまたはオペレーティングシステムなどのソフトウェアから与えられる ID 番号から該当するデータの先頭データを検索し、先頭セクタに格納されるデータリンク情報の直前のデータ格納場所に関する情報について、その全ビットが前記ブロックを消去したときのビットの状態に等しいデータであるかどうかを比較するステップと、この比較結果が異なる場合、アプリケーションプログラムまたはオペレーティングシステムなどのソフトウェアに対し、データリンク情報に異常があることを知らせるステップとを有する請求項 20 記載のデータ管理方法。

【請求項 22】 前記アプリケーションプログラムまたはオペレーティングシステムなどのソフトウェアから与えられる ID 番号から該当するデータの先頭データを検索し、先頭セクタから順番に各セクタに格納されるデータリンク情報

の直後のデータ格納場所に関する情報を辿ることで最後のセクタを参照した時、該セクタに格納されるデータリンクの直後のデータ格納場所に関する情報について、その全ビットが前記ブロックを消去した時のビットの状態に等しいデータであるかどうかを比較するステップと、この比較結果が異なる場合、アプリケーションプログラムまたはオペレーティングシステムなどのソフトウェアに対し、データリンク情報に異常があることを知らせるステップとを有する請求項20または21記載のデータ管理方法。

【請求項23】 少なくとも該データリンク情報を参照する際に、少なくとも前記分散した各データについて、その直後のデータ格納場所に関する情報、およびその情報から次に参照されるセクタに格納されるデータリンク情報の直前のデータ格納場所に関する情報の、双方に矛盾がないかどうかの確認を行うステップを有する請求項20～22の何れかに記載のデータ管理方法。

【請求項24】 前記複数の同一内容のデータリンク情報について、少なくとも該データリンク情報を参照する際に、前記分散した各データについて、直後のデータ格納場所に関する情報、およびその情報から次に参照されるセクタに格納されるデータリンク情報の直前のデータ格納場所に関する情報の、双方に矛盾がないか、データリンク情報の組み合わせ毎に全組み合わせの確認を行うステップを有する請求項20～22の何れかに記載のデータ管理方法。

【請求項25】 前記複数の同一内容のデータリンク情報について、少なくとも該データリンク情報を参照する際に、前記分散した各データについて、直後のデータ格納場所に関する情報、およびその情報から次に参照されるセクタに格納されるデータリンク情報の直前のデータ格納場所に関する情報の、双方に矛盾がないか、データリンク情報の組み合わせの一つを用いて確認を行い、矛盾がある場合は、前記組み合わせとは異なる組み合わせの一つを用いて確認を行うステップを有する請求項20～22の何れかに記載のデータ管理方法。

【請求項26】 前記データ格納場所に関する情報に矛盾がないか確認を行うために、前記分散したあるデータのデータリンク情報に含まれるその直後のデータ格納場所に関する情報から、該直後のデータを参照し、該直後のセクタに格納されるデータリンク情報に含まれる直前のデータの格納場所に関する情報と、



前記直後のデータの格納場所に関する情報とを比較するステップを有する請求項 2 3 ～ 2 5 の何れかに記載のデータ管理方法。

【請求項 2 7】 前記データの格納場所に関する情報に矛盾がある場合、前記誤り訂正符号を用いて正しい情報に訂正するステップを有する請求項 2 1 ～ 2 6 の何れかに記載のデータ管理方法。

【請求項 2 8】 前記複数の同一内容のデータリンク情報について、内容に矛盾がある場合は、矛盾がないデータリンク情報によって矛盾があるデータの修復を行うステップを有する請求項 2 4 ～ 2 7 の何れかに記載のデータ管理方法。

【請求項 2 9】 前記複数の同一内容のデータリンク情報について、内容の矛盾がある場合は、前記アプリケーションプログラムまたはオペレーティングシステムなどのソフトウェアへ、その旨の通知を行うステップを有する請求項 2 0 または 2 1 記載のデータ管理方法。

【発明の詳細な説明】

【 0 0 0 1 】

【発明の属する技術分野】

本発明は、不揮発性メモリをデータ記憶媒体として使用する情報処理装置およびその拡張記憶装置、より具体的には、ハンドヘルドコンピュータ、電子手帳、携帯電話およびメモリカードリーダーなどに使用されるデータリンク構造を持つデータ管理システムおよび、これを用いたデータ管理方法に関する。

【 0 0 0 2 】

【従来の技術】

従来から多くのパーソナルコンピュータにおけるデータ記憶装置として、ハード磁気ディスクドライブが使用されている。このハード磁気ディスクドライブの特徴および利点は、データの記憶が不揮発性であること、データの読み出しと書き換えをセクタ単位(例えば、5 1 2 バイト)で行い、データの上書きが可能であることである。一方、このディスクドライブの欠点は、物理的なサイズが大きいこと、相対的に消費電力が大きいこと、振動や衝撃に弱いことである。

【 0 0 0 3 】

このディスクドライブに対して、フラッシュメモリからなる半導体メモリの利

点は、小型で振動や衝撃に強いこと、相対的に消費電力が著しく小さいことである。一方、フラッシュメモリからなる半導体メモリの欠点は、データの読み出しと書き込みは、1バイト(ワード)単位であること、データの書き換えには、一旦データ消去動作(通常64キロバイト)が必要で、データの上書きが不可能であること、ブロック消去回数が有限(通常10万回まで)であることである。

## 【0004】

フラッシュメモリは、電氣的にデータの書き込みと消去が可能であり、書き込まれたデータは、消去(通常64キロバイト)されるまでの間、不揮発性保持される。この消去動作は、ブロック単位(通常64キロバイト)で行われ、ディスクドライブにおけるデータ書き換え単位(例えば、512バイト)と比較した場合、フラッシュメモリでは、著しく大きなデータ書き換え単位となっている。

## 【0005】

なお、フラッシュメモリの消去動作とは、通常フローティングゲートから電子を引き抜き、その結果、メモリセルの閾値が低く(約3V以下)なることを言う。また、フラッシュメモリの書き込み動作とは、通常、フローティングゲートへ電子を注入し、その結果、メモリセルの閾値が高く(約5.5V以上)なることを言う。

## 【0006】

フラッシュメモリは、1バイト(ワード)の書き込み時間が、約20マイクロ秒程度であるのに対して、消去時間(通常64キロバイト)が、約1秒程度と著しく遅く、消去の保証回数が有限(通常10万回まで)であるという欠点がある。このため、1セクタ(例えば512バイト)のデータ書き換え毎に、消去動作(通常64キロバイト)が行われる場合、データ書き換え時間(消去時間と書き込み時間の和)として、1秒以上要することになり、このディスクドライブのデータ書き換え時間と比較して、著しく遅いものとなっている。

## 【0007】

動作時間の長いデータ消去をなるべく行わず、効率良くデータを管理するための仕組み、つまりフラッシュメモリに対応したファイルシステムに関する技術として、例えば、特開平6-202821号公報や、特開平9-97139号公報

が提案されている。

【0008】

特開平6-202821号公報では、複数のフラッシュメモリを用いて固体メモリディスクを実現するために、各フラッシュメモリの消去ブロックは、データのセクタを記憶するデータスペース、およびブロック・セクタ変換テーブルとを含む。このブロック・セクタ変換テーブルは、ブロックのデータスペースに記憶されている各データのセクタを、セクタ番号によって識別する方法を取っている。

【0009】

また、特開平9-97139号公報では、フラッシュメモリを用いてファイルシステムを実現するため、データ領域と、このデータ領域に対応する管理領域とで構成される複数の記憶ブロックを、フラッシュメモリに形成し、各記憶ブロックにおいて、データ領域の記憶状態を示す状態情報を管理領域へ格納し、この状態情報に基づいてデータ領域へのアクセスを管理する手段と、指定された記憶ブロックについて、この記憶ブロックの管理領域に格納されている状態情報を、データ領域が無効であることを示す情報に更新することにより、このデータ領域を廃棄する手段とを備えている。

【0010】

また、データのリンク構造に関する技術として、例えば、特開平1-251230号公報や、特開平7-44451号公報が提案されている。ここで、データのリンク構造とは、主にデータの配列順序のような記憶媒体上に分散されたデータ間の格納場所に関する情報を、そのデータ自体が持つ構造であり、各データが論理的にチェーン状に関連付けられる構造である。以下、このデータ間の格納場所に関する情報をデータリンク情報という。

【0011】

特開平1-251230号公報には、データを複数のブロックに分割して格納し、各ブロックには、前のブロックを指す前方リンク情報、および後のブロックを指す後方リンク情報を格納する手段と、最初のブロックの前方リンク情報は、最後のブロックを指すように制御し、最後のブロックの後方リンク情報は、最初

のブロックを指すように制御する手段とを備えたプログラム変換システムが記載されている。

#### 【0012】

また、特開平7-44451号公報には、複数のデータ記憶領域それぞれに対してデータと共にその前後のデータの格納アドレスデータを記憶するデータ記憶手段と、この格納アドレスデータに従った順序で順次読み出す第1の読み出し手段と、次のデータの格納アドレスが不良となり、次のデータが読み出せなくなった場合には、記憶されているデータを予め定められた順に読み出して表示する第2の読み出し手段とを備えたデータ記憶装置が記載されている。

#### 【0013】

以下、図13～図16を用いて、データ管理の仕組みについて詳細に説明する。

#### 【0014】

物理的なデータ消去単位(消去ブロックという。例えば64キロバイト；図13の外枠実線部内)に対して、十分に小さい仮想的なデータ消去単位でデータ管理を行う場合、通常は、消去ブロック(64キロバイト)を、仮想的に分割(セクタという。例えば512バイト；図13の各点線部内)する。

#### 【0015】

このセクタには、データだけでなく、書き込んだデータを識別するためのアドレス番号、および書き込み状態(「データ有効」、「データ無効」および「未使用」の3種類)を示すフラグなどを格納する(図14)。

#### 【0016】

データの書き込みは、セクタ単位で行い、書き込み状態を示すフラグを、「未使用」から「データ有効」へ更新する。データの書き換え(更新)またはデータの削除は、更新前のデータまたは削除するデータに対して、物理的な消去動作を実際に行わず、セクタのフラグだけを、「データ有効」から「データ無効」へ更新するのみで、データ全体の有効/無効を表現することができる(図15)。

#### 【0017】

上記データの書き換えを複数回行くと、同一のアドレス番号を有する論理セク

タ（前述のアドレス番号や状態情報で管理されるセクタ）は、複数存在する可能性がある。しかし、このとき、データ有効を示すフラグを有する論理セクタは、常に1個である。データの読み出しでは、アドレス番号、および有効フラグを条件に、論理セクタを順次検索して、最新のデータを特定すればよい。

#### 【0018】

データの書き換えは、実際は、未使用セクタへの書き込みであり、元のデータは、見かけ上削除（フラグが無効化）されているが、物理的にはメモリ領域に存在している。消去ブロックの容量を全て使用後、更にデータの書き込み/更新を行うためには、消去ブロックに対して無効なデータが格納されているセクタを利用可能な状態に再生するための消去動作が必要となる。この消去動作を、再構築（リクレイム）と呼ぶ。

#### 【0019】

この再構築を行うためには、予め予備の消去ブロックを、1個用意しておく必要がある。再構築では、予備の消去ブロックへ、フラグが有効であるセクタのみをセクタ毎に複写し（図16）、複写元の消去ブロック（図16の上側図の消去ブロック）の内容を消去する。このとき、データの再配置（図16の下側図）を行うことで、未使用セクタをひとかたまりにすることができる。予備の消去ブロックは、データ管理に使用する消去ブロックの個数に関わらず、1個確保すればよいが、必ず他の消去ブロックと同じ物理容量でなければならないという制約がある。

#### 【0020】

図17は、従来のデータ格納状態を説明する図である。図17に示すように、各データには、システム内において唯一なID (Identification) 番号、「データ有効」または「データ無効」を表す状態情報、およびデータサイズのなどの格納データに関する情報（ヘッダ情報）、それに続いてデータ本体を、物理的に連続したアドレス領域に格納する。

#### 【0021】

図18は、従来のデータ格納状態に関する別の例を説明する図である。図18に示すように、各データには、システム内において唯一なID番号、「データ有

効」または「データ無効」を表す状態情報、データサイズ、およびデータ本体を格納する先頭アドレス（リンク情報）の格納データに関する情報（ヘッダ情報）を格納する。データ本体は、ヘッダ情報を格納したアドレス領域とは物理的に連続していない。つまり、データ本体は、上記ヘッダ情報に格納した先頭アドレスから物理的に連続したアドレス領域に格納する。この格納方法では、ヘッダ情報とデータ本体を分離して、各データのヘッダ領域のみをまとめて管理するため、目的のデータを検索（ID番号を検索）する領域が小さくなり、データ読み出し時においてデータ処理が高速化されるという利点がある。

## 【 0 0 2 2 】

以下、図 1 9 ～ 図 2 9 を用いて、従来のデータ管理手法について詳細に説明する。

## 【 0 0 2 3 】

図 1 9 は、本発明者の一人が以前に発明し、特願平 1 1 - 2 5 4 9 7 3 号公報に開示されている従来のフラッシュメモリを用いたファイルシステムの構成を示すブロック図である。図 1 9 において、フラッシュメモリファイルシステム 1 は、ファイルシステム制御部 2 と、ファイルシステムメモリ部 3 と、フラッシュメモリ制御部 4 と、フラッシュメモリ部 5 と、アプリケーションまたはオペレーティングシステム（OS） 6 とを有している。

## 【 0 0 2 4 】

ファイルシステム制御部 2 は、ファイルシステム 1 の処理を制御するものである。

## 【 0 0 2 5 】

ファイルシステムメモリ部 3 は、ファイルシステム 1 が用いるデータ管理情報を格納するために使用するものである。

## 【 0 0 2 6 】

フラッシュメモリ制御部 4 は、フラッシュメモリ部 5 へのデータ処理（例えばデータ書き込み処理やデータ読み出し処理など）を制御するものである。

## 【 0 0 2 7 】

フラッシュメモリ部 5 は、データを記憶するための記憶手段である。

## 【0028】

アプリケーションまたはオペレーティングシステム（OS）6は、ファイルシステム1へデータの処理を依頼するためのプログラムである。

## 【0029】

図20は、図19におけるフラッシュメモリ部5に格納されているデータの構成図である。図20に示すように、フラッシュメモリ部5の各消去ブロック51は、データの取り扱い単位である複数の物理セクタ52に分割されて配置されており、各消去ブロック51内で一意の物理セクタ番号を有する。各消去ブロック51のサイズが64キロバイトで、各物理セクタ52のサイズが512バイトである場合、各消去ブロック51には128個の物理セクタ52が存在することになる。即ち、例えば物理ブロック#0には、制御情報領域のブロックコントロールセクタ52aと、データ領域の物理セクタ#1～#127が存在する。

## 【0030】

ここで、フラッシュメモリ部5内の複数の消去ブロック51のうち、任意の1個の消去ブロック51をファイルシステム1の再構築用に用いられるデータ未書き込みの予備消去ブロックとして予め確保しておくと共に、各消去ブロック51の先頭の物理セクタ52を、それぞれの消去ブロック51の制御情報を格納するブロックコントロールセクタ52a（物理セクタ#0に割り当てる）として予め確保しておく。

## 【0031】

消去ブロック51において、ブロックコントロールセクタ52aには、先頭から消去ブロック51の状態情報としての2バイト、セクタ#1の物理セクタ52の状態情報としての2バイト、セクタ#2からセクタ#127の各物理セクタ52の状態情報としてのそれぞれ2バイトが順次配列され、よって、2バイト×128個＝256バイトの情報を有している。

## 【0032】

消去ブロック51の状態情報は、各物理ブロック（サイズが64Kバイト）に対し、ファイルシステム制御部2が割り当てを行う0～255の論理ブロック番号、および5種類のブロック状態の何れかを表すデータからなる。5種類のブロッ

ク状態とは、(1)「未使用」を表す11111111b(bは2進数を表す。以下同様)、(2)「データ転送中」を表す11111110b、(3)「元ブロック消去中」を表す11111100b、(4)「データ有」を表す11111000b、(5)「ブロックフル」を表す11110000bである。

## 【0033】

消去ブロック51の各物理セクタ52の状態情報は、消去ブロック51の状態情報と同様に、ファイルシステム制御部2が割り当てを行う0～4095のシステム内で一意の論理セクタ番号(12ビット)、および5種類のセクタ状態(4ビット)の何れかを表すデータからなる。5種類のセクタ状態とは、(I)「未使用」を表す1111b、(II)「データ書き込み中」を表す1110b、(III)「データ書き込み完了」を表す1100b、(IV)「データ有効」を表す1000b、(V)「データ無効」を表す0000bである。

## 【0034】

図21は、図19におけるファイルシステムメモリ部3に格納されている各消去ブロック51に関するデータの構成図(以下、ブロック情報表10という)である。図21において、物理ブロック番号、論理ブロック番号およびブロック状態を一つの情報単位としており、例えば、物理ブロック番号=0、論理ブロック番号=0、ブロック状態=データ有となっている消去ブロック51が存在し、また、物理ブロック番号=1、論理ブロック番号=1、ブロック状態=ブロックフル(またはデータフル)となっている消去ブロック51などが存在していることを示している。

## 【0035】

図22は、図19におけるファイルシステムメモリ部3に格納されている各物理セクタ52に関するデータの構成図(以下、セクタ情報表11という)である。

## 【0036】

図22において、物理ブロック番号、物理セクタ番号、論理セクタ番号およびセクタ状態を一つの情報単位としており、例えば、物理ブロック番号=0、物理セクタ番号=1、論理セクタ番号=100、セクタ状態=データ有効となっている物理セクタ52が存在し、また、物理ブロック番号=0、物理セクタ番号=2



、論理セクタ番号＝10、セクタ状態＝データ無効となっている物理セクタ52などが存在することを示している。

## 【0037】

図23は、図19におけるファイルシステムメモリ部3にデータが格納されている消去ブロック51毎に、各物理セクタ52の数をそれぞれのセクタ状態に応じて整理したデータの構成図(以下、セクタ情報表12という)である。

## 【0038】

図23において、物理ブロック番号、未使用セクタ数、データ有効セクタ数、およびデータ無効セクタ数を一つの情報単位としており、例えば、物理ブロック番号＝0、未使用セクタ数＝100、データ有効セクタ数＝20、データ無効セクタ数＝7となっている消去ブロック51が存在し、また、物理ブロック番号＝1、未使用セクタ数＝0、データ有効セクタ数＝50、データ無効セクタ数＝7となっている消去ブロック51などが存在することを示している。

## 【0039】

図21のブロック情報表10、図22のセクタ情報表11、および図23のセクタ情報表12は、ファイルシステム1が起動する段階において、ファイルシステム制御部2がフラッシュメモリ制御部4を介してフラッシュメモリ部5から各消去ブロック51のブロックコントロールセクタ52aを読み出すことによってそれぞれ作成される。

## 【0040】

これらのブロック情報表10、セクタ情報表11およびセクタ情報表12を作成しない場合においても、これらの表が各消去ブロック51のブロックコントロールセクタ52aに格納されているため、ファイルシステム1を使用することは可能である。しかし、ファイルシステムメモリ部3を例えばRAMで構成すると、動作速度がフラッシュメモリ部5より高速なため、ファイルシステムメモリ部3にブロック情報表10、セクタ情報表11およびセクタ情報表12を作成しておく方が、フラッシュメモリ部5の内部状態やデータの格納場所を高速に把握することができる。また、フラッシュメモリ部5とのデータのやり取りが減るので、ファイルシステムメモリ部3を利用した方が、ファイルシステム1の動作速度

を高速にする上で非常に有効である。

(データの読み出し処理)

図 2 4 は、従来技術におけるフラッシュメモリ部 5 に格納されたデータの読み出し処理に関するフローチャートである。

【 0 0 4 1 】

図 2 4 に示すように、まず、アプリケーションまたはオペレーティングシステム 6 において、フラッシュメモリ部 5 からのデータの読み出し要求が発生した場合、この読み出し要求と共に論理セクタ番号がアプリケーションまたはオペレーティングシステム 6 からファイルシステム制御部 2 に与えられる。

【 0 0 4 2 】

ファイルシステム制御部 2 は、ファイルシステムメモリ部 3 内のセクタ情報表 1 1 をアクセスして、与えられた論理セクタ番号を検索し、この論理セクタ番号に対応するセクタ状態が「データ有効」となっていることを確認し、この論理セクタ番号に対応する物理セクタ番号を取得し、この物理セクタ番号をフラッシュメモリ制御部 4 に与える(ステップ 1 2 1)。

【 0 0 4 3 】

次に、フラッシュメモリ制御部 4 は、この物理セクタ番号に基づいてフラッシュメモリ部 5 をアクセスし、この物理セクタ番号に該当する物理的な格納場所のセクタ読み出しを行い、読み出したデータをファイルシステム制御部 2 に与える(ステップ 1 2 2)。

【 0 0 4 4 】

さらに、読み出すべき残りのデータがある場合は、ステップ 1 2 1 へ戻り(ステップ 1 2 3 ; YES)、読み出すべき残りのデータがない場合は、データの読み出し処理を終了する(ステップ 1 2 3 ; NO)。

(データの書き込み処理)

図 2 5 ～図 2 7 は、従来技術におけるフラッシュメモリ部 5 へのデータの書き込み処理に関するフローチャートである。

【 0 0 4 5 】

図 2 5 に示すように、まず、アプリケーションまたはオペレーティングシステ

ム6において、フラッシュメモリ部5へのデータの書き込み要求が発生した場合、この書き込み要求と共に論理セクタ番号、および書き込むべきデータが、アプリケーションまたはオペレーティングシステム6からファイルシステム制御部2に与えられる。

## 【0046】

ファイルシステム制御部2は、ファイルシステムメモリ部3内のセクタ情報表12をアクセスして、未使用セクタ数が最も多い物理ブロック番号(書き込み可能な消去ブロック51を示す)を取得する(ステップ131)と共に、取得できたかどうかの確認も行う(ステップ132)。この物理ブロック番号が取得できなかった場合(ステップ132; NO)は、書き込み可能な消去ブロック51を確保するために、後述するファイルシステム1の再構築を行う(ステップ133)。

## 【0047】

また、未使用セクタ数が最も多い物理ブロック番号を取得できれば(ステップ132; YES)、ファイルシステム制御部2は、セクタ情報表11をアクセスして、ステップ131またはステップ1-33において取得した物理ブロック番号に対応する各物理セクタ番号のうちからセクタ状態が「未使用」となっている物理セクタ番号を取得し、さらにセクタ情報表12をアクセスして、この物理ブロック番号に対応する未使用セクタ数を-1とし、データ有効セクタ数を+1とする(ステップ134)。

## 【0048】

この後、ファイルシステム制御部2は、ブロック情報表10をアクセスして、ステップ131またはステップ133において取得した物理ブロック番号に対応するブロック状態が「未使用」であるかどうかの確認を行い(ステップ135)、ブロック状態が「未使用」であれば(ステップ135; YES)、フラッシュメモリ制御部4を通じてフラッシュメモリ部5をアクセスし、その物理ブロック番号に対応する消去ブロック51のブロックコントロールセクタ52aの論理ブロック番号を、この物理ブロック番号に更新し、ブロックコントロールセクタ52aのブロック状態を「未使用」から「データ有」へ更新する。同様に、ブロック情報表10をアクセスし、ステップ131またはステップ133において取得した

物理ブロック番号に対応する論理ブロック番号を、この物理ブロック番号に更新し、ブロック状態を「未使用」から「データ有」へ更新し(ステップ136)、次のステップ137に移る。ブロック状態が「未使用」でなければ(ステップ135; NO)、ステップ136をジャンプして図26のステップ137に移る。

## 【0049】

次に、図26に示すように、ファイルシステム制御部2は、セクタ状態表12をアクセスし、ステップ131またはステップ133において取得した物理ブロック番号に対応する未使用セクタ数が0かどうかの確認を行い(ステップ137)、未使用セクタ数が0であれば(ステップ137; YES)、フラッシュメモリ制御部4を通じてフラッシュメモリ部5をアクセスし、その物理ブロック番号に対応する消去ブロック51のブロックコントロールセクタ52aのブロック状態を「データ有」から「ブロックフル」へ更新する。同様に、ブロック情報表10をアクセスし、ステップ131またはステップ133において取得した物理ブロック番号に対応するブロック状態も「データ有」から「ブロックフル」へ更新する(ステップ138)。

## 【0050】

さらに、ファイルシステム制御部2は、フラッシュメモリ制御部4を通じてフラッシュメモリ部5をアクセスし、ステップ131またはステップ133において取得した物理ブロック番号、並びにステップ134において取得した物理セクタ番号に対応する消去ブロック51のブロックコントロールセクタ52aの論理セクタ番号に、ファイルシステム制御部2に与えられた論理セクタ番号を書き込み、このセクタ52のセクタ状態を「未使用」から「データ書き込み中」へ更新する。同様に、セクタ情報表11をアクセスし、ステップ131またはステップ133において取得した物理ブロック番号並びにステップ134において取得した物理セクタ番号に対応する論理セクタ番号を、ファイルシステム制御部2に与えられた論理セクタ番号に更新し、セクタ状態を「未使用」から「データ書き込み中」へ更新する(ステップ139)。

## 【0051】

この後、ファイルシステム制御部2は、フラッシュメモリ制御部4を通じてフ

ラッシュメモリ部5をアクセスし、ステップ131またはステップ133において取得した物理ブロック番号並びにステップ134において取得した物理セクタ番号に対応するセクタ52に、ファイルシステム制御部2に与えられたデータを書き込む(ステップ140)。

#### 【0052】

ファイルシステム制御部2は、フラッシュメモリ部5内のセクタ52への書き込み終了後、ステップ131またはステップ133において取得した物理ブロック番号並びにステップ134において取得した物理セクタ番号に対応する消去ブロック51のブロックコントロールセクタ52aのセクタ状態を「データ書き込み中」から「データ書き込み完了」へ更新する。同様に、セクタ情報表11をアクセスし、ステップ131またはステップ133において取得した物理ブロック番号並びにステップ134において取得した物理セクタ番号に対応するセクタ状態を「データ書き込み中」から「データ書き込み完了」へ更新する(ステップ141)。

#### 【0053】

ファイルシステム制御部2は、フラッシュメモリ部5内のセクタ52に書き込んだデータが、既にフラッシュメモリ部5に書き込まれていたデータの更新データであるかどうかの確認を行う(ステップ142)。

#### 【0054】

既存データの更新であれば(ステップ142; YES)、図27に示すように、ファイルシステム制御部2は、セクタ情報表11をアクセスして、ステップ140において書き込みを実行したセクタ52の論理セクタ番号と同じ論理セクタ番号を有し、かつステップ140において書き込みを実行したセクタ52の物理セクタ番号とは異なる他のセクタ52の物理ブロック番号、および物理セクタ番号、つまり既存のデータが格納されたセクタ52の物理ブロック番号、および物理セクタ番号を取得する(ステップ143)。

#### 【0055】

ファイルシステム制御部2は、フラッシュメモリ制御部4を通じてフラッシュメモリ部5をアクセスし、これらの物理ブロック番号並びに物理セクタ番号に対

応する消去ブロック 51 のブロックコントロールセクタ 52 a のセクタ状態を「データ有効」から「データ無効」へ更新する。同様に、セクタ情報表 11 をアクセスし、これらの物理ブロック番号並びに物理セクタ番号に対応するセクタ状態を「データ有効」から「データ無効」へ更新する。さらに、セクタ情報表 12 をアクセスし、この物理ブロック番号に対応するデータ有効セクタ数を -1 とし、データ無効セクタ数を +1 とする(ステップ 144)。

## 【0056】

この後、ファイルシステム制御部 2 は、フラッシュメモリ制御部 4 を通じてフラッシュメモリ部 5 をアクセスし、ステップ 143 において取得した物理ブロック番号並びに物理セクタ番号に対応する消去ブロック 51 のブロックコントロールセクタ 52 a のセクタ状態を「データ書き込み完了」から「データ有効」へ更新する。同様に、セクタ情報表 11 をアクセスし、これらの物理ブロック番号並びに物理セクタ番号に対応するセクタ状態も「データ書き込み完了」から「データ有効」へ更新する(ステップ 145)。

## 【0057】

引き続いて、ファイルシステム制御部 2 は、書き込みデータがまだ残っているかどうかの確認を行い(ステップ 146)、書き込みデータがまだ残っている場合(ステップ 146 ; YES)は、ステップ 131 へ戻り、書き込みデータがなくなれば(ステップ 146 ; NO)、このデータの書き込み処理を終了する。

(再構築処理)

図 28 および図 29 は、図 25 のファイルシステム 1 の再構築処理(ステップ 133)に関するフローチャートである。

## 【0058】

図 28 に示すように、まず、ファイルシステム制御部 2 は、前述したステップ 132 で NO の場合に、セクタ情報表 12 をアクセスし、データ無効セクタ数が最も多い物理ブロック番号を取得し、さらに、ブロック情報表 10 をアクセスし、取得した物理ブロック番号に対応する論理ブロック番号を取得する(ステップ 151)。

## 【0059】

ファイルシステム制御部 2 は、フラッシュメモリ制御部 4 を通じてフラッシュメモリ部 5 をアクセスし、ファイルシステム 1 の再構築処理用に予め未使用状態で確保しておいた予備消去ブロック 5 1 のブロックコントロールセクタ 5 2 a の論理ブロック番号を、ステップ 1 5 1 において取得した論理ブロック番号へ更新し、このブロックコントロールセクタ 5 2 a のブロック状態を「未使用」から「データ転送中」へ更新する。同様に、ブロック情報表 1 0 をアクセスし、予備消去ブロック 5 1 の論理ブロック番号を、ステップ 1 5 1 において取得した論理ブロック番号へ更新し、ブロック状態を「未使用」から「データ転送中」へ更新する(ステップ 1 5 2)。

## 【 0 0 6 0 】

次に、ファイルシステム制御部 2 は、データを、ステップ 1 5 1 において取得した物理ブロック番号の消去ブロック 5 1 から予備消去ブロック 5 1 へ効率良くコピーするために、セクタ情報表 1 1 をアクセスし、ステップ 1 5 1 において取得した物理ブロック番号に対応する各物理セクタ番号のうちから、セクタ状態が「データ有効」である物理セクタ番号を検索して取得する(ステップ 1 5 3)。

## 【 0 0 6 1 】

セクタ状態が「データ有効」のセクタ 5 2 があれば(ステップ 1 5 4 ; Y E S)、ファイルシステム制御部 2 は、フラッシュメモリ制御部 4 を通じてフラッシュメモリ部 5 をアクセスし、ステップ 1 5 1 において取得した物理ブロック番号並びにステップ 1 5 3 において取得した物理セクタ番号に対応する消去ブロック 5 1 のブロックコントロールセクタ 5 2 a のセクタ状態「データ有効」を予備消去ブロック 5 1 の同じ物理セクタ番号に対応するブロックコントロールセクタ 5 2 a のセクタ状態にコピーする。同様に、ファイルシステム制御部 2 は、セクタ情報表 1 1 をアクセスし、ステップ 1 5 1 において取得した物理ブロック番号並びにステップ 1 5 3 において取得した物理セクタ番号のセクタ状態「データ有効」を、予備消去ブロック 5 1 の同じ物理セクタ番号のセクタ状態にコピーする。同時に、ファイルシステム制御部 2 は、フラッシュメモリ制御部 4 を通じてフラッシュメモリ部 5 をアクセスし、ステップ 1 5 1 において取得した物理ブロック番号並びにステップ 1 5 3 において取得した物理セクタ番号に対応する消去ブロッ

ク 5 1 のセクタ 5 2 から予備消去ブロック 5 1 の同じ物理セクタ番号のセクタ 5 2 ヘデータをコピーする(ステップ 1 5 5)。

## 【 0 0 6 2 】

ファイルシステム制御部 2 は、ステップ 1 5 1 において取得した物理ブロック番号の消去ブロック 5 1 に、未処理のセクタ 5 2 があるかどうか確認を行う(ステップ 1 5 6)。未処理のセクタ 5 2 がある場合(ステップ 1 5 6 ; Y E S)は、ステップ 1 5 3 へ戻る。未処理のセクタ 5 2 がない場合(ステップ 1 5 6 ; N O)は、データがコピー完了する。

## 【 0 0 6 3 】

この後、図 2 9 に示すように、ファイルシステム制御部 2 は、セクタ情報表 1 2 をアクセスし、ステップ 1 5 1 において取得した物理ブロック番号に対応するデータ有効セクタ数を、予備消去ブロック 5 1 のデータ有効セクタ数へコピーし、また、データ無効セクタ数を 0 とし、データ有効セクタ数とデータ無効セクタ数と未使用セクタ数の和が総セクタ数(1 2 7)となるように、未使用セクタ数を計算して設定する(ステップ 1 5 7)。

## 【 0 0 6 4 】

次に、ファイルシステム制御部 2 は、フラッシュメモリ制御部 4 を通じてフラッシュメモリ部 5 をアクセスし、予備消去ブロック 5 1 のブロックコントロールセクタ 5 2 a のブロック状態を「データ転送中」から「元ブロック消去中」へ更新する(ステップ 1 5 8)。

## 【 0 0 6 5 】

さらに、ステップ 1 5 1 において取得した物理ブロック番号の消去ブロック 5 1 のデータを消去する(ステップ 1 5 9)。さらに、予備消去ブロック 5 1 のブロックコントロールセクタ 5 2 a のブロック状態を「元ブロック消去中」から「データ有」へ更新する。

## 【 0 0 6 6 】

同様に、ファイルシステム制御部 2 は、ブロック情報表 1 0 をアクセスし、予備消去ブロック 5 1 のブロック状態を「データ転送中」から「元ブロック消去中」へ更新し(ステップ 1 5 8)、ステップ 1 5 9 のデータ消去を経た後に、予備



消去ブロック 5 1 のブロック状態を「元ブロック消去中」から「データ有」へ更新する。

【 0 0 6 7 】

これによって、ステップ 1 5 1 において取得した物理ブロック番号の消去ブロック 5 1、つまりデータを消去した消去ブロック 5 1 が、新しい予備消去ブロック 5 1 として確保される(ステップ 1 6 0)。

【 0 0 6 8 】

ここで、ステップ 1 5 9 において、データを消去した消去ブロック 5 1 のブロックコントロールセクタ 5 2 a のブロック状態は、データ消去により自動的に「データ有」または「データフル」から「未使用」となる。また、ブロック情報表 1 0 およびセクタ情報表 1 1、1 2 では、ステップ 1 5 9 においてデータを消去した消去ブロック 5 1 が予備消去ブロック 5 1 となり、フラッシュメモリ部 5 へのデータの書き込みにおいて予備消去ブロック 5 1 が参照されることはないため、この予備消去ブロック 5 1 の物理ブロック番号に対応する項目の更新は不要である。

【 0 0 6 9 】

【発明が解決しようとする課題】

上記従来のデータ管理システムでは、一連のデータを消去ブロック(サイズは一般に 6 4 K バイトまたは 8 K バイト)内の連続した空きアドレス領域に格納する場合に、これを複数の消去ブロックに亘って格納することができない場合があった。例えば、5 K バイトのデータを格納する際に、各消去ブロックの空きサイズが 5 K バイト未満である場合、各消去ブロックの物理的に連続しない空きサイズを合計すると 5 K バイト以上の空き領域があったとしても、データを格納できなかった。また、消去ブロックサイズが 6 4 K バイトである場合、これ以上のサイズのデータは格納することができなかった。

【 0 0 7 0 】

これに対して、消去ブロックサイズより大きいデータを複数の消去ブロックに分散して格納する方法として、各データに対して、一つ前および一つ後のデータ格納場所に関する情報をリンク情報として付加し、このリンク情報を順に辿って

いくことにより、消去ブロックサイズよりも大きいデータを複数の消去ブロックに亘って格納する。この場合、データの取扱い単位としてブロックを用いると、ブロックのサイズに比較して小さなデータを多く扱う場合には、格納されるデータが存在しない無駄な空き領域がブロック内に大量に発生し、記憶領域の利用効率が著しく低下する。このため、フラッシュメモリを、このディスクドライブの代替として用いるためには、上記フラッシュメモリの欠点を踏まえ、かつデータの取り扱い単位を、このディスクドライブ程度(数百バイト)に小さくする必要がある。

## 【 0 0 7 1 】

本発明は、上記従来の問題を解決するもので、セクタ毎に分割したデータをデータリンク情報と共に、データ格納領域へセクタ毎に分散して格納することにより、データ格納領域をより有効に利用することができるデータ管理システムおよびデータ管理方法を提供することを目的とする。

## 【 0 0 7 2 】

## 【課題を解決するための手段】

本発明のデータ管理システムは、データを格納可能な複数のブロックによって構成され、かつ該ブロックの単位でデータを消去可能とする不揮発性半導体記憶部と、この不揮発性半導体記憶部の記憶動作を制御する記憶制御部と、不揮発性半導体記憶部に格納されるデータを処理するデータ管理システム制御部と、このデータ管理システム制御部が参照する管理データを格納するデータ管理システムメモリ部とを備え、データ管理システム制御部は、論理的なデータ管理単位であるセクタ毎にデータを分割し、この分割したデータ間の順序関係を示すデータリンク情報を、セクタ毎に分散した各データと共に、該記憶制御部を介して不揮発性半導体記憶部に格納し、データリンク情報として、セクタ毎に分散した各データ直前および直後のデータ格納場所に関する情報を格納することによりデータを管理するものであり、そのことにより上記目的が達成される。また、本発明のデータ管理方法は、論理的なデータ管理単位であるセクタにデータを分散させるためのデータ間の順序関係を示すと共に、セクタ毎に分散した各データ直前および直後のデータ格納場所に関する情報を持つデータリンク情報を、不揮発性半導体記憶

部に対して、セクタ毎に分散した各データと共に格納するステップを有するものであり、そのことにより上記目的が達成される。

【0073】

この構成により、格納するデータを一定の小さなサイズに切り分け、それぞれに現在の分散データに対する一つ前及び一つ後のデータ格納場所に関する情報を有するデータリンク情報を付加して相互に関連付けることによって、物理的に連続した空きアドレス領域の制約を受けることなく、任意のサイズのデータをデータ記憶領域全体に渡って効率的に格納することが可能となる。よって、空きアドレス領域が存在するにもかかわらず、データを格納することができないという従来の課題を解決することが可能となる。

【0074】

また、好ましくは、本発明のデータ管理システムにおけるデータリンク情報は、データ管理システム制御部が、ブロックに対して論理的な管理のために割り当てる番号情報を有する。この番号情報は、好ましくは、少なくとも論理ブロック番号および論理セクタ番号を含む。

【0075】

この構成により、データのリンク情報として、論理ブロック番号および論理セクタ番号のように論理的な番号を用いることによって、データの物理的な位置が変更された場合においても、記憶する番号を書き換える必要がないという利点がある。

【0076】

さらに、好ましくは、本発明のデータ管理システムにおけるデータリンク情報は、データ管理システム制御部が、ブロックに対して物理的な管理のために割り当てる番号情報を有する。この番号情報は、好ましくは、少なくとも物理ブロック番号および物理セクタ番号を含む。

【0077】

この構成により、データのリンク情報として、物理ブロック番号および物理セクタ番号のように物理的な番号を用いることによって、論理から物理への変換が不要になるため、目的のデータを高速に特定することが可能となる。

## 【 0 0 7 8 】

さらに、好ましくは、本発明のデータ管理システムにおけるデータリンク情報は、分散したデータの先頭データ（セクタ）における、直前のデータ格納場所に関する情報として全ビットがブロックを消去した時のビット状態に等しいデータからなり、分散した最終データ（セクタ）における、直後のデータ格納場所に関する情報として全ビットがブロックを消去したときのビット状態に等しいデータからなる。

## 【 0 0 7 9 】

この構成により、分散した先頭のデータに対する直前のデータの格納場所、および分散した最後尾のデータに対する直後のデータ格納場所に関する情報として全ビット 1（ブロックを消去したときのビット状態）であるデータを格納することにより、データの先頭または最後尾であることの確認が容易になる。また、全ビットが 1 であるデータは、消去状態であることから、データの異常を発見しやすいという利点がある。

## 【 0 0 8 0 】

さらに、好ましくは、本発明のデータ管理システムにおけるデータリンク情報は、直前のデータ格納場所に関する情報、および直後のデータ格納場所に関する情報に対して誤り訂正を行うための誤り訂正符号を更に有する。この誤り訂正符号は、好ましくは、ハミングコードである。

## 【 0 0 8 1 】

この構成により、データのリンク情報として、直前のデータ格納場所、及び直後のデータ格納場所をハミングコードのような誤り訂正符号を用いて記憶するので、リンク情報は破壊に対して強い構造となる。

## 【 0 0 8 2 】

さらに、好ましくは、本発明のデータ管理システムにおけるデータ管理システム制御部は、不揮発性半導体記憶部に格納されるデータを、アプリケーションプログラムまたはオペレーティングシステムなどのソフトウェアから与えられる ID 番号によって一意に識別するべく、この ID 番号および、分散したデータの先頭データ（セクタ）の対応関係を管理する。

## 【 0 0 8 3 】

この構成により、データは I D 番号により識別され、I D 番号とデータを格納する先頭アドレスの対応関係を R A M 領域で管理するので、高速にデータ格納場所の先頭アドレスを検索することが可能となる。

## 【 0 0 8 4 】

さらに、好ましくは、本発明のデータ管理システムにおけるデータリンク情報は、同一のデータリンク情報を複数有する。

## 【 0 0 8 5 】

この構成により、同一の内容を記憶した複数のリンク情報(例えば、本来のリンク情報部分と、予備のリンク情報部分)を持つので、データの読み出し時ににおいて、一部のリンク情報に異常が発生しても、データを正しく読み出すことが可能となる。

## 【 0 0 8 6 】

さらに、好ましくは、本発明のデータ管理システムにおけるデータ管理システム制御部は、アプリケーションプログラムまたはオペレーティングシステムなどのソフトウェアから与えられる I D 番号から該当するデータの先頭データを検索し、先頭セクタに格納されるデータリンク情報の直前のデータ格納場所に関する情報について、その全ビットが前記ブロックを消去したときのビットの状態に等しいデータであるかどうかを比較する手段と、この比較結果が異なる場合、アプリケーションプログラムまたはオペレーティングシステムなどのソフトウェアに対し、データリンク情報に異常があることを知らせる手段とを有する。また、好ましくは、本発明のデータ管理システムにおけるデータ管理システム制御部は、アプリケーションプログラムまたはオペレーティングシステムなどのソフトウェアから与えられる I D 番号から該当するデータの先頭データを検索し、先頭セクタから順番に各セクタに格納されるデータリンク情報の直後のデータ格納場所に関する情報を辿ることで最後のセクタを参照した時、このセクタに格納されるデータリンクの直後のデータ格納場所に関する情報について、その全ビットがブロックを消去した時のビットの状態に等しいデータであるかどうかを比較する手段と、この比較結果が異なる場合、アプリケーションプログラムまたはオペレーテ

システムなどのソフトウェアに対し、データリンク情報に異常があることを知らせる手段とを有する。また、好ましくは、本発明のデータ管理方法において、アプリケーションプログラムまたはオペレーティングシステムなどのソフトウェアから与えられるID番号から該当するデータの先頭データを検索し、先頭セクタに格納されるデータリンク情報の直前のデータ格納場所に関する情報について、その全ビットがブロックを消去したときのビットの状態に等しいデータであるかどうかを比較するステップと、この比較結果が異なる場合、アプリケーションプログラムまたはオペレーティングシステムなどのソフトウェアに対し、データリンク情報に異常があることを知らせるステップとを有する。また、好ましくは、本発明のデータ管理方法において、アプリケーションプログラムまたはオペレーティングシステムなどのソフトウェアから与えられるID番号から該当するデータの先頭データを検索し、先頭セクタから順番に各セクタに格納されるデータリンク情報の直後のデータ格納場所に関する情報を辿ることで最後のセクタを参照した時、このセクタに格納されるデータリンクの直後のデータ格納場所に関する情報について、その全ビットがブロックを消去した時のビットの状態に等しいデータであるかどうかを比較するステップと、この比較結果が異なる場合、アプリケーションプログラムまたはオペレーティングシステムなどのソフトウェアに対し、データリンク情報に異常があることを知らせるステップとを有する。

## 【 0 0 8 7 】

この構成により、データの先頭セクタの直前、または最後尾セクタの直後のデータ格納場所に関する情報が全ビット1であるかどうかを調べることにより、先頭または最後のセクタのデータリンク情報が正常か否かが容易かつ正確に判断可能となる。

## 【 0 0 8 8 】

さらに、好ましくは、本発明のデータ管理システムにおけるデータ管理システム制御部は、データリンク情報を参照する際に、少なくとも分散した各データについて、その直後のデータ格納場所に関する情報、およびその情報から次に参照されるセクタに格納されるデータリンク情報の直前のデータ格納場所に関する情報の、双方に矛盾がないかどうかの確認を行う手段を有する。また、好ましくは

、本発明のデータ管理方法において、データリンク情報を参照する際に、少なくとも分散した各データについて、その直後のデータ格納場所に関する情報、およびその情報から次に参照されるセクタに格納されるデータリンク情報の直前のデータ格納場所に関する情報の、双方に矛盾がないかどうかの確認を行うステップを有する。

## 【 0 0 8 9 】

この構成により、同一の内容を記憶した複数のデータリンク情報(例えば、本来のリンク情報部分と、予備のリンク情報部分)を持つ場合、少なくともデータ読み出し時には、本来のリンク情報同士に矛盾がないかどうかの確認と、予備のリンク情報同士に矛盾がないかの確認とを行うため、リンク情報の異常が発見しやすい。

## 【 0 0 9 0 】

さらに、好ましくは、本発明のデータ管理システムにおけるデータ管理システム制御部は、複数の同一内容のデータリンク情報について、データリンク情報を参照する際に、分散した各データについて、直後のデータ格納場所に関する情報、およびその情報から次に参照されるセクタに格納されるデータリンク情報の直前のデータ格納場所に関する情報の、双方に矛盾がないか、データリンク情報の組み合わせ毎に全組み合わせの確認を行う手段を有する。また、好ましくは、本発明のデータ管理方法において、複数の同一内容のデータリンク情報について、データリンク情報を参照する際に、分散した各データについて、直後のデータ格納場所に関する情報、およびその情報から次に参照されるセクタに格納されるデータリンク情報の直前のデータ格納場所に関する情報の、双方に矛盾がないか、データリンク情報の組み合わせ毎に全組み合わせの確認を行うステップを有する。

## 【 0 0 9 1 】

この構成により、同一の内容を格納した複数のリンク情報(例えば、本来のリンク情報部分と、予備のリンク情報部分)を持つ場合、少なくともデータ読み出し時には、本来のリンク情報同士に矛盾がないかどうかの確認と、予備のリンク情報同士に矛盾がないかどうかの確認と、本来のリンク情報と予備のリンク情報

間に矛盾がないかどうかの確認を行うので、リンク情報の破壊に対して強い構造となる。

## 【 0 0 9 2 】

さらに、好ましくは、本発明のデータ管理システムにおけるデータ管理システム制御部は、複数の同一内容のデータリンク情報について、少なくともデータリンク情報を参照する際に、分散した各データについて、直後のデータ格納場所に関する情報、およびその情報から次に参照されるセクタに格納されるデータリンク情報の直前のデータ格納場所に関する情報の、双方に矛盾がないか、データリンク情報の組み合わせの一つを用いて確認を行い、矛盾がある場合は、組み合わせとは異なる組み合わせの一つを用いて確認を行う手段を有する。また、好ましくは、本発明のデータ管理方法において、複数の同一内容のデータリンク情報について、少なくともデータリンク情報を参照する際に、分散した各データについて、直後のデータ格納場所に関する情報、およびその情報から次に参照されるセクタに格納されるデータリンク情報の直前のデータ格納場所に関する情報の、双方に矛盾がないか、データリンク情報の組み合わせの一つを用いて確認を行い、矛盾がある場合は、その組み合わせとは異なる組み合わせの一つを用いて確認を行うステップを有する。

## 【 0 0 9 3 】

この構成により、複数のリンク情報を持つので、幾つかのリンク情報に矛盾があっても、矛盾がないリンク情報を用いて、データの読み出しを行うことで、リンク情報の破壊に対して強い構造となる。

## 【 0 0 9 4 】

さらに、好ましくは、本発明のデータ管理システムにおけるデータ管理システム制御部は、データ格納場所に関する情報に矛盾がないか確認を行うために、分散したあるデータのデータリンク情報に含まれるその直後のデータ格納場所に関する情報から、直後のデータを参照し、直後のセクタに格納されるデータリンク情報に含まれる直前のデータの格納場所に関する情報と、直後のデータの格納場所に関する情報とを比較する手段を有する。また、好ましくは、本発明のデータ管理方法において、データ格納場所に関する情報に矛盾がないか確認を行うため



に、分散したあるデータのデータリンク情報に含まれるその直後のデータ格納場所に関する情報から、直後のデータを参照し、直後のセクタに格納されるデータリンク情報に含まれる直前のデータの格納場所に関する情報と、直後のデータの格納場所に関する情報とを比較するステップを有する。

## 【 0 0 9 5 】

この構成により、データリンク情報に矛盾があるかどうかの確認には、直前、直後のデータリンク情報を互いに比較し合うことで容易に行える。

## 【 0 0 9 6 】

さらに、好ましくは、本発明のデータ管理システムにおけるデータ管理システム制御部は、データの格納場所に関する情報に矛盾がある場合、誤り訂正符号を用いて正しい情報に訂正する手段を有する。また、好ましくは、本発明のデータ管理方法において、データの格納場所に関する情報に矛盾がある場合、誤り訂正符号を用いて正しい情報に訂正するステップを有する。

## 【 0 0 9 7 】

この構成により、リンク情報に矛盾がある場合、誤り訂正符号を用いれば正しいデータリンク情報に訂正することが可能となる。

## 【 0 0 9 8 】

さらに、好ましくは、本発明のデータ管理システムにおけるデータ管理システム制御部は、前記複数の同一内容のデータリンク情報について、内容に矛盾がある場合は、矛盾がないデータリンク情報によって矛盾があるデータの修復を行う手段を有する。また、好ましくは、本発明のデータ管理方法において、複数の同一内容のデータリンク情報について、内容に矛盾がある場合は、矛盾がないデータリンク情報によって矛盾があるデータの修復を行うステップを有する。

## 【 0 0 9 9 】

この構成により、リンク情報に矛盾が発生した場合、他の矛盾のないリンク情報が存在するので、これを用いてリンク情報を修復することが可能であり、システムの信頼性が向上する。

## 【 0 1 0 0 】

さらに、好ましくは、本発明のデータ管理システムにおけるデータ管理システ

ム制御部は、複数の同一内容のデータリンク情報について、内容の矛盾がある場合は、アプリケーションプログラムまたはオペレーティングシステムなどのソフトウェアへ、その旨の通知を行う手段を有する。また、好ましくは、本発明のデータ管理方法において、複数の同一内容のデータリンク情報について、内容の矛盾がある場合は、アプリケーションプログラムまたはオペレーティングシステムなどのソフトウェアへ、その旨の通知を行うステップを有する。

#### 【0101】

この構成により、リンク情報に矛盾が発生した場合、アプリケーションにその旨のエラーメッセージを返すことにより、アプリケーションがリンク情報の異常を検知し、修復することが可能となる。

#### 【0102】

##### 【発明の実施の形態】

以下、本発明の実施形態のデータ管理装置および、これを用いたデータ管理方法について図面を参照しながら説明する。

#### 【0103】

図1は本発明の一実施形態におけるデータ管理装置の構成を示すブロック図である。図1において、データ管理システム1001は、データ格納用の不揮発性半導体記憶部としてのフラッシュメモリ部1002と、データ管理用のデータ管理システムメモリ部1003と、フラッシュメモリ部1002の記憶動作を制御する記憶制御部としてのフラッシュメモリ制御部1004と、データを管理すると共にデータ処理を制御するデータ管理システム制御部1005とを有している。このデータ管理システム1001および、アプリケーションまたはオペレーティングシステム(OS)1006によりデータ管理装置1000が構成されており、データ管理装置1000は、ソフトウェアのアプリケーションまたはオペレーティングシステム(OS)1006がデータ管理システム1001に対して各種データ処理(例えば読み出し処理および書き込み処理など)を依頼するようになっている。

#### 【0104】

フラッシュメモリ部1002は、物理ブロックのサイズ、または物理ブロック

内に設けたセクタのサイズが異なる複数のフラッシュメモリ部からなっている。  
このフラッシュメモリ部 1 0 0 2 の内部構成の一例を図 2 に示している。

## 【 0 1 0 5 】

各消去ブロックは、図 2 に示すように、物理ブロック番号 0 ～ 2 3 の番号情報が割り振られている。物理ブロック番号 0 ～ 2 3 は、システムメモリアドレス空間と一意に対応付けられている。そのため、物理ブロック番号 0 ～ 2 3 が決定すると、対応するシステムメモリアドレス（物理アドレス）が求まる。また、図 2 の各消去ブロックには、初めてシステムを使用する際に、暫定的に、重複しない論理ブロック番号も割り振られる。例えば図 2 では、物理ブロック番号 7 の消去ブロック 1 個が、再構築動作時に用いられるスペアブロック（予備ブロック）として論理番号 S P に割り振られている。物理ブロック番号 0 ～ 2 3 は、システムコンパイル時に決定され、その後、変わることはない。論理ブロック番号は、再構築動作を行う度にスペアブロック（予備ブロック）S P と入れ替わる。

## 【 0 1 0 6 】

本発明のデータ構成について、従来例の説明で用いた図 2 0 を用いて更に説明する。

## 【 0 1 0 7 】

図 2 0 は、図 1 におけるフラッシュメモリ部 1 0 0 2 に格納されているデータ構成図の一例でもある。図 2 0 において、フラッシュメモリ部 1 0 0 2 の各消去ブロック 5 1 は、データの取り扱い単位である複数の物理セクタ 5 2 に分割されて配置されており、各消去ブロック 5 1 内で一意の物理セクタ番号を有する。各消去ブロック 5 1 のサイズが 6 4 キロバイトで、各物理セクタ 5 2 のサイズが 5 1 2 バイトであるとした場合、各消去ブロック 5 1 には 1 2 8 個の物理セクタ 5 2 が存在することになる。なお、このセクタサイズは、上記したように 5 1 2 バイトに限定されるわけではなく、この他の例えば 2 5 6 バイトや 1 0 2 4 バイトなどであっても、本発明は適用可能であることは言うまでもないことである。

## 【 0 1 0 8 】

消去ブロック 5 1 において、ブロックコントロールセクタ 5 2 a には、先頭から消去ブロック 5 1 の状態情報としての 2 バイト、セクタ # 1 ～ # 1 2 7 の各物

理セクタ52の状態情報としての各2バイトが順次配列され、よってブロックコントロールセクタ52aの物理的なサイズである512バイトのうち、2バイト×128個=256バイトの情報を有している。

## 【0109】

消去ブロック51の状態情報は、データ管理システム制御部1005が割り当てを行う0～255の論理ブロック番号、および5種類のブロック状態の何れかを表すデータからなっている。この5種類のブロック状態とは、(1)「未使用」を表す11111111b(bは2進数を表す。以下同様)、(2)「データ転送中」を表す11111110b、(3)「元ブロック消去中」を表す11111100b、(4)「データ有」を表す11111000b、(5)「ブロックフル」を表す11110000bである。

## 【0110】

消去ブロック51の各物理セクタ52の状態情報は、消去ブロック51の状態情報と同様に、データ管理システム制御部1005が割り当てを行う0～4095のシステム内で一意の論理セクタ番号、および5種類のセクタ状態の何れかを表すデータからなっている。5種類のセクタ状態とは、(I)「未使用」を表す1111b、(II)「データ書き込み中」を表す1110b、(III)「データ書き込み完了」を表す1100b、(IV)「データ有効」を表す1000b、(V)「データ無効」を表す0000bである。

## 【0111】

次に、データ管理システムメモリ部1003は、データ管理システム1001の制御情報(管理データ)を格納するために使用するものである。この制御情報(管理データ)として、例えば図3のID管理テーブル、図21のブロック情報表10、図22のセクタ情報表11および図23のセクタ情報表12などがある。

## 【0112】

図3は、ID管理テーブルの構成例を示す図である。このID管理テーブルは、図3に示すように、図1のフラッシュメモリ部1002に格納されるデータを一意に識別するためのID番号、複数ブロックに亘って配置されたデータの先頭

情報が格納された論理ブロック番号、データの先頭情報が格納されたブロック内の論理セクタ番号、およびデータサイズを情報の単位とするデータによって構成されている。例えば図4には、ID番号=10、サイズ=200バイトであるデータの先頭情報が、論理ブロック番号=2、論理セクタ番号=3に格納されている場合を示している。なお、他のテーブル構成例として、データサイズは、データの先頭にも格納される情報であるため、テーブルサイズの削減、およびシステム起動時間を短縮するために、このデータサイズを(RAM上にある)ID管理テーブルに格納しない方法も考えられる。

## 【0113】

また、ブロック情報表10、セクタ情報表11、12について、従来例の説明で用いた図21～図23を用いて更に説明する。

## 【0114】

図21は、図1におけるデータ管理システムメモリ部1003に格納されている各消去ブロック51に関する管理データの構成図(以下、ブロック情報表10という)でもある。図21では、物理ブロック番号、論理ブロック番号、およびブロック状態を一つの情報単位としており、例えば、物理ブロック番号=0、論理ブロック番号=0、ブロック状態=データ有となっている消去ブロック51が存在し、また、物理ブロック番号=1、論理ブロック番号=1、ブロック状態=ブロックフルとなっている消去ブロック51などが存在することを示している。

## 【0115】

図22は、図1におけるデータ管理システムメモリ部1003に格納されている各物理セクタ52に関する管理データの構成図(以下、セクタ情報表11という)でもある。図22では、物理ブロック番号、物理セクタ番号、論理セクタ番号およびセクタ状態を一つの情報単位としており、例えば、物理ブロック番号=0、物理セクタ番号=1、論理セクタ番号=100、セクタ状態=データ有効となっている物理セクタ52が存在し、また、物理ブロック番号=0、物理セクタ番号=2、論理セクタ番号=10、セクタ状態=データ無効となっている物理セクタ52が存在することを示している。

## 【0116】

図23は、図1におけるデータ管理システムメモリ部1003に格納されている消去ブロック51毎に、各物理セクタ52の数をそれぞれのセクタ状態に応じて整理した管理データの構成図（以下、セクタ情報表12という）でもある。図23では、物理ブロック番号、未使用セクタ数、データ有効セクタ数およびデータ無効セクタ数を一つの情報単位としており、例えば、物理ブロック番号=0、未使用セクタ数=100、データ有効セクタ数=20、データ無効セクタ数=7となっている消去ブロック51が存在し、また、物理ブロック番号=1、未使用セクタ数=0、データ有効セクタ数=50、データ無効セクタ数=77となっている消去ブロック51が存在することを示している。

## 【0117】

以上の図21のブロック情報表10、図22のセクタ情報表11および図23のセクタ情報表12は、データ管理システム1001が起動する段階において、フラッシュメモリ部1002から各消去ブロック51のブロックコントロールセクタ52aを読み出すことによってそれぞれ作成される。

## 【0118】

これらのブロック情報表10およびセクタ情報表11、12を作成しない場合においても、これらの各表が各消去ブロック51のブロックコントロールセクタ52aに格納されているため、アクセスの対象となるデータの格納場所を特定するのに、データ管理システム1001を使用することは可能である。しかし、データ管理システムメモリ部1003としてRAMを使用すると、その動作速度がフラッシュメモリ部1002より高速になるため、データ管理システムメモリ部1003にブロック情報表10およびセクタ情報表11、12を作成しておく方が、フラッシュメモリ部1002の内部状態やデータの格納場所を高速に把握することができる。また、フラッシュメモリ部1002とのデータのやり取りが減るので、データ管理システムメモリ部1003を利用した方が、データ管理システム1001の動作速度を高速にする上で非常に有効である。

## 【0119】

本実施形態では、ID管理テーブル、ブロック情報表10およびセクタ情報表11、12は、データ管理システム1001の起動時に、データ管理システム制

御部 1 0 0 5 が、フラッシュメモリ制御部 1 0 0 4 を介してフラッシュメモリ部 1 0 0 2 より必要な情報を読み出し、データ管理システムメモリ部 1 0 0 3 内に作成するようになっている。

#### 【0120】

次に、データ管理システム制御部 1 0 0 5 は、論理的なデータ管理単位であるセクタ毎にデータを分割し、この分割したデータ間の順序関係を示すリンク情報を、セクタ毎に分散した各データと共に、フラッシュメモリ制御部 1 0 0 4 を介してフラッシュメモリ部 1 0 0 2 に格納することによりデータを管理し、データ処理を容易に行うことができるようになっている。このリンク情報は、セクタ毎に分散した各データ直前および直後のデータ格納場所に関する情報を格納するものである。データ管理システム制御部 1 0 0 5 の詳細な機能については、以下に、本発明の実施形態における各種実施例として、詳細かつ具体的に説明することにする。

#### 【0121】

図 4 は、本発明のリンク構造によるデータ格納を説明するためのデータ構成図である。図 4 に示すように、データ管理システム制御部 1 0 0 5 は、フラッシュメモリ制御部 1 0 0 4 を介して、データ毎に、システム内において唯一な ID (Identification) 番号、データ有効またはデータ無効などデータ本体の状態を表す状態情報、データのサイズおよびデータ本体をフラッシュメモリ部 1 0 0 2 に格納するようになっている。図 4 の最も上側に示しているセクタに格納されているデータ情報「ID 番号」、「状態」は先頭のセクタにのみ存在し、また、リンクしている以降の 4 つのセクタについては、データ（データ本体の一部）とリンク情報が格納されており、全て同じ構造を持っている。従来例で説明した図 1 7 および図 1 8 のデータ格納方法と異なる点は、格納する単位を論理的な格納単位であるセクタまで一連のデータを分割し、各セクタにはデータ自体も格納すると同時に、各データの最後に次のデータを格納するアドレス領域（ここではセクタ）を示すリンク情報を格納することにある。このとき、データのリンク情報によって、データ本体は論理的に連続して格納されているように扱うことができる。

#### 【0122】

図 5 は、図 4 のリンク情報部分の詳細説明をするためのデータ構成図である。図 5 において、リンク情報には、現在のセクタに対する直前のデータ格納セクタの情報（4 バイト）、および直後のデータ格納セクタの情報（4 バイト）があり、それぞれ、セクタが位置する論理ブロック番号（2 バイト）、および論理セクタ番号（2 バイト）を格納するようにしている。ここで、格納する情報として論理的に管理する番号（論理ブロック番号および論理セクタ番号）を用いる場合、上記データ格納セクタの物理セクタが変化した場合（例えば、再構築処理など）においても、データのリンク情報部分を書き換えなくても良い（物理的な位置変化の影響を受けない）という利点がある。なお、先頭のデータ格納セクタのデータリンク情報における直前のデータ格納セクタの情報へは、全ビットが 1 であるデータ（F F F F h、以下「h」は 1 6 進数であることを示す）を格納し（つまり、ブロックを消去したときの状態（初期状態）にしておく）、最後尾のデータ格納セクタのデータリンク情報における直後のデータ格納セクタの情報へも、同様に全ビットが 1（F F F F h）であるデータを格納する。論理ブロック番号および論理セクタ番号において、全ビットが 1 であるデータは、割り当てを行わない予約番号と定義し、これによって、データの先頭またはデータの最後尾を判断する。また、ブロックを消去した時のビットの状態（初期状態）が、0 になるデバイスを用いる場合には、全ビットが 1 であるデータに代わって全ビットが 0（0 0 0 0 h）であるデータを格納することで、上記と同様の判断を行うこともできる。

#### 【 0 1 2 3 】

なお、他の実施例としては、データのリンク情報として、論理ブロック番号や論理セクタ番号の代わりに、物理ブロック番号や物理セクタ番号を用いる場合も考えられる。また、リンク情報として、論理ブロック番号や論理セクタ番号の代わりに、物理アドレスを用いる場合も考えられる。これらにおける利点は、リンク先へアクセスする際に、論理から物理への変換処理を行わなくても良いため、高速にアドレスを決定できることである。

#### （データの読み出し方法）

図 2 1 ～ 2 3 の各種情報表、図 3 の I D 管理テーブルおよび、図 6 の読み出しアドレスの計算方法を示すフローチャートを用いて、フラッシュメモリ部 1 0 0



2に格納されたデータを一意に識別する情報、例えばID番号=10であるデータ読み出し方法について以下に説明する。

【0124】

まず、アプリケーションまたはオペレーティングシステム(OS)1006により、読み出すデータID番号(=10)がデータ管理システム制御部1005に与えられる(ステップ201)。

【0125】

データ管理システム制御部1005は、データ管理システムメモリ部1003内のID管理テーブル(図3参照)へアクセスし、対応するID番号のデータが格納されている論理ブロック番号、データ開始セクタの論理セクタ番号、およびデータサイズを取得する(ステップ202)。

【0126】

次に、ブロック情報表10(図21参照)へアクセスし、ステップ202において取得した論理ブロック番号に対応する物理ブロック番号を取得する(ステップ203)。

【0127】

その後、セクタ情報表11(図22参照)へアクセスし、ステップ203において取得した物理ブロック番号、並びにステップ202において取得したデータ開始セクタの論理セクタ番号に対応し、かつセクタ状態が「データ有効」であるセクタの物理セクタ番号を取得する(ステップ204)。

【0128】

データの読み出しを開始する物理アドレスは、システムメモリアドレス空間と一意に対応付けられたフラッシュメモリ部1002における物理的なサイズに決定される以下の情報が、例えば、以下のように定義される。

【0129】

物理消去ブロックサイズ=010000h(64キロ)バイト、セクタの物理サイズ=000100h(256)バイト、フラッシュメモリ部1002のスタートアドレス=060000hを用いて、以下の計算式より求め(ステップ205)、フラッシュメモリ制御部1004を介してフラッシュメモリ部1002の

対応するアドレスより、ステップ 2 0 2 において取得したデータサイズ分の読み出しを行う（ステップ 2 0 6）。

### 【 0 1 3 0 】

計算式

データの読み出し開始アドレス＝

フラッシュメモリ部 1 0 0 2 のスタートアドレス[0 6 0 0 0 0 h]＋

(消去ブロックの物理サイズ[0 1 0 0 0 0 h]) \* (ステップ 2 0 3 において取得した物理ブロック番号)＋

(セクタのサイズ[0 0 0 1 0 0 h]) \* (ステップ 2 0 4 において取得したセクタの物理セクタ番号)

以上では、ID 番号からデータの格納されている先頭セクタを読み出す場合を示したが、以下にリンク情報を用いて複数のセクタにまたがってデータを読み出す場合を示す。まず、本発明におけるリンク情報について説明する。

### 【 0 1 3 1 】

リンク情報部分に異常が発生すると、データを読み出せなくなるので、リンク情報部分を多重にする場合の実施例を、図 7（図 7 においては二重）に示している。図 7 の上側の図がデータの先頭のセクタ構造を示し、その下側の図がデータ本体を格納するセクタの構造を示している。図 7 には、リンク情報部分に、本来のリンク情報部分とは別に予備のリンク情報部分、即ち、直前のデータ場所の情報に 4 バイト（内訳；論理ブロック番号 2 バイト、論理セクタ番号 2 バイト）と、直後のデータ場所の情報に 4 バイト（内訳；論理ブロック番号 2 バイト、論理セクタ番号 2 バイト）であるリンク情報部分と同一のリンク情報を付加した場合を示している。

### 【 0 1 3 2 】

図 8 は、図 4 で示したデータ構造において、各セクタサイズが比較的大きなサイズである場合（例えば 5 1 2 バイト）のセクタにおける構造を示したものである。図 8 における先頭セクタへ、図 4 における先頭セクタの情報のみを格納した場合、セクタのサイズが大きいため、未使用部分のサイズが大きくなりデータの格納効率が低下することになる。そこで、図 8 に示した別の実施例においては、

先頭セクタからデータ本体の格納を開始する構造をとっている。

【0133】

次に、リンク情報を用いたデータの読み出し方法を、図4、図5、図7および図8、さらに図9のリンク情報を用いた読み出しアドレスの計算方法を示すフローチャートを用いて説明する。

【0134】

図9に示すように、まず、アプリケーションまたはオペレーティングシステム（OS）1006から、読み出すデータのID番号が、本発明のデータ管理システム1001に指定される（ステップ201）。

【0135】

ID管理テーブル、ブロック情報表10およびセクタ情報表11、12から上記ステップ202～ステップ204に示した各処理により、物理ブロック番号と物理セクタ番号を取得する。ID番号に対応するデータの格納先頭アドレスを、上記ステップ205の計算式（データの読出し開始アドレス）から求める。

【0136】

さらに、格納先頭アドレスからID番号（301、401、501、601）を読み出し（ステップ211）、そのID番号が、ステップ201で指定されたID番号と一致しているかどうかを確認する（ID番号に異常が発生していないかどうかを確認する（ステップ212）。不一致の場合にはアプリケーションにID部分エラーである旨を知らせる（ステップ213）。また、直前のデータ場所の情報（402a、502a）がFFFFhであることを確認する（ステップ214）。これは、先頭格納場所に異常が発生していないかどうかの確認である。不一致の場合には、アプリケーションに先頭格納場所エラーである旨を知らせる（ステップ215）。

【0137】

さらに、状態（303、403、503、603）を読み出し（ステップ216）、状態情報が「データ有効」であることを確認する（ステップ217）。これは、状態情報に異常が発生していないかどうかの確認である。不一致の場合には、アプリケーションに状態情報部分がエラーである旨を知らせる（ステップ2

18)。

【0138】

さらに、データサイズ(303, 403, 503, 603)を読み出す(ステップ219)。以下、このデータサイズ分のデータを読み出すまで繰り返す。

【0139】

さらに、多重化したリンク情報のうち、予備ではない本来のリンク情報(502')部分を読み、直後の(次の)データ格納アドレスを求める(ステップ220)。

【0140】

さらに、次のデータ格納アドレスに飛び(ステップ221)、リンク情報における本来のリンク情報(502')が、飛ぶ前のリンク情報を指していることを確認する(ステップ222)。

【0141】

なお、リンク情報が多重の場合には、上記直前の2つのステップ(ステップ221, 222)を、リンク情報の予備のリンク情報(502'')部分についても行い、矛盾、即ち直前および直後のデータ間で格納アドレスの不一致がないかどうかを確かめる。

【0142】

ここで、仮に、本来のリンク部分および予備のリンク部分の何れかが一致していないときには、アプリケーション1006に読み出し可能なリンク情報部分がエラーである旨を知らせる(ステップ223)。その利点は、本来のリンク部分はOKで、予備のリンク部分がNGの時(あるいはその逆の状態)を検出できる。しかし、リンク情報を二対読み出すことになるので、読み出しが遅くなるという欠点があるため、データの信頼性より読出速度を重視する場合には、予備のリンク情報を持たないようにすることもできる。

【0143】

さらに、データ(305, 405, 505, 605a, 605)を読み出す(ステップ224)。さらに、データサイズ分のデータを読み出したかどうかを判定する(ステップ225)。

## 【0144】

データサイズ分のデータ読出しが完了していない場合、リンク情報（302，402，502，602）を読み、次のデータ格納アドレスを求めるなど、データサイズ（304，404，504，604）分、リンク情報の追跡とデータの読み出しを繰り返す。

## 【0145】

さらに、データサイズ分読み出したとき、データの最後のセクタのリンク情報（302，402，502，602）部分の直後のデータ場所（402b，502b）はFFFFh（終りを示す）であることを確認する（ステップ226）。これは、最終格納場所に異常が発生していないかどうかを確認するためである。不一致の場合にはアプリケーション1006に最終格納場所エラーである旨を知らせる（ステップ227）。

（他のデータの読み出し方法）

多重化したリンク情報による他の実施例のデータの読み出し方法を、図4、図5、図7および図8を用いて説明する。

## 【0146】

まず、アプリケーションまたはオペレーティングシステム（OS）1006から、読み出すデータのID番号が、本発明のデータ管理システム1001に指定される。

## 【0147】

次に、ID管理テーブル、ブロック情報表10およびセクタ情報表11，12から上記ステップ201～204に示した各処理により、物理ブロック番号と物理セクタ番号を取得する。ID番号に対応するデータの格納先頭アドレスを、上記ステップ205の計算式（データの読み出し開始アドレス）から求める。

## 【0148】

さらに、格納先頭アドレスからID番号（301，401，501，601）を読み出し、そのID番号が上記ステップで指定されたID番号と一致しているかどうかを確認する。これは、ID番号に異常が発生していないかどうかの確認であり、不一致の場合にはアプリケーションにID部分エラーである旨を知らせ

る。また、直前のデータ場所の情報（402a、502a）がFFFFhであることを確認する。これは、先頭格納場所に異常が発生していないかどうかの確認であり、不一致の場合にはアプリケーションに先頭格納場所エラーである旨を知らせる。

## 【0149】

さらに、状態（303、403、503、603）を読み出し、状態情報が「データ有効」であることを確認する。これは、状態部分に異常が発生していないかどうかの確認であり、不一致の場合にはアプリケーションに状態情報部分がエラーである旨を知らせる。

## 【0150】

さらに、データサイズ（304、404、504、604）を読み出す。以下、このデータサイズ分のデータを読み出すまで繰り返す。

## 【0151】

さらに、多重化したリンク情報のうち、予備ではない本来のリンク情報（502'）部分を読み、直後の（次の）データ格納アドレスを求める。

## 【0152】

さらに、次のデータ格納アドレスに飛び、リンク情報における本来のリンク情報（502'）部分の直前のデータ場所（502a）が、飛ぶ前のものを指していることを確認する。

## 【0153】

ここで、もしも一致していない時には、前述の読み出し方法のようにこの時点で予備のリンク情報（502''）部分との比較によってエラーとはせず、飛ぶ直前のデータ位置に戻り、リンク情報の予備のリンク部分（502''）から次のデータの格納アドレスを求める。次のデータ格納アドレスに飛び、リンク情報における予備のリンク部分（502''）の直前のデータ場所（502'）が、飛ぶ前を指していることを確認する。これは、リンク情報に異常が発生していないかどうかの確認であり、不一致の場合には、アプリケーションに対して、データを引き続き読み出し可能であるリンク部分エラーである旨を知らせる。本来のリンク情報部分に不具合が発生している場合、この時点でエラーをアプリケーション

に返すのではなく、自動的に予備のリンク情報部分を使用するため、エラーが発生している場合のセクタを辿る時間が短くなるという利点がある。一方、その欠点としては、本来のリンク部分はOKで、予備のリンク部がNGの時を検出することができない。つまり、本来のリンク部分に不具合が発生していない場合は、予備のリンク情報部分を参照しない方法であるため、予備のリンク情報部分にのみ不具合が発生している場合、これを検出することができない。

## 【0154】

さらに、データ(305, 405, 505, 605)を読み出す。

## 【0155】

さらに、リンク情報(302, 402, 502, 602)を読み、次のデータ格納アドレスを求める。

## 【0156】

さらに、データサイズ(304, 404, 504, 604)分、データの読み出しとリンク情報の追跡を繰り返す。

## 【0157】

さらに、データサイズ分読み出した時、データの最後のセクタのリンク情報(302, 402, 502, 602)部分の直後のデータ場所(402b, 502b)はFFFFh(終わりを示す)であることを確認する。これは、最終格納場所に異常が発生していないかどうかの確認であり、不一致の場合にはアプリケーションに最終格納場所エラーである旨を知らせる。

## 【0158】

仮に、アプリケーションが、上記エラーを受けたならば、アプリケーションは上記ID番号のデータをRAM上(図示しないアプリケーションが管理する領域を指す)に読み出し、フラッシュメモリ部1002上の上記ID番号を削除、即ち対応するデータを格納した全てのセクタの状態を無効にし、フラッシュメモリ部1002に再度上記RAM上に読み出したデータにID番号を割り振って書き込む。これをエラーの復旧処理という。ここで、書き込みとは、別の新しいセクタへの書き込みとなる。このとき、新しいデータを書き込む(未使用)セクタが十分に存在する場合は、ブロック消去(再構築処理)は発生しない。

## 【 0 1 5 9 】

また、アプリケーションが、上記リンク情報に関するエラーを受けた場合、関連するリンク部分のリンク情報の誤りが、1箇所以内の場合には、上記リンク構造で検出、訂正可能である。なお、通常のシステムでは、関連するリンク部分のリンク情報の誤りが、2箇所以上発生する確率は十分に小さい。

(更に多くのリンク情報を持つ実施例)

リンク情報部における異常発生に対して強化するため、同じ内容のリンク情報を3組持つ実施例を図10に示している。これは図7において説明したリンク情報を拡張したもので、図7における予備のリンク部分が図10における予備のリンク部分1に相当し、この予備のリンク部分1(=本来のリンク部分)と同一の内容を予備のリンク部分2として追加して格納する。

## 【 0 1 6 0 】

以下に、データの読み出し方法を、図10を用いて説明する。この実施例では、上記二重化したリンク情報に同一のリンク情報を更に加えて三重化し、リンク情報部分の不具合発生に備えたものである。

## 【 0 1 6 1 】

まず、アプリケーションまたはオペレーティングシステム(OS)1006から、読み出すデータのID番号が、本発明のデータ管理システム1001に指定される。

## 【 0 1 6 2 】

次に、ID管理テーブル、ブロック情報表10、セクタ情報表11, 12から上記ステップ201~203に示す各処理により、物理ブロック番号と物理セクタ番号を取得する。ID番号に対応するデータの格納先頭アドレスを、上記計算式(データの読み出し開始アドレス)から求める。

## 【 0 1 6 3 】

さらに、格納先頭アドレスからID番号を読み出し、そのID番号が上記ステップで指定されたID番号と一致しているかどうかを確認する。これは、ID番号に異常が発生していないかどうかの確認であり、不一致の場合にはアプリケーションにID番号部分がエラーである旨を知らせる。また、直前のデータ場所の



情報が F F F F hであることを確認する。これは、先頭格納場所に異常が発生していないかどうかの確認であり、不一致の場合にはアプリケーションに先頭格納場所エラーである旨を知らせる。

【 0 1 6 4 】

さらに、状態を読み出し、状態情報が「データ有効」であることを確認する。これは、状態部分に異常が発生していないかどうかの確認であり、不一致の場合にはアプリケーションに状態部分エラーである旨を知らせる。

【 0 1 6 5 】

さらに、データサイズを読み出す。以下、このデータサイズ分のデータを読み出すまで繰り返す。

【 0 1 6 6 】

さらに、2組以上多重化したリンク情報のうち、予備ではない本来のリンク情報部分を読み、直後の（次の）データ格納アドレスを求める。

【 0 1 6 7 】

さらに、次のデータ格納アドレスにとび、リンク情報における本来のリンク部分の直前のデータ場所が、飛ぶ前のものを指していることを確認する。

【 0 1 6 8 】

さらに、上記2ステップをリンク情報の予備のリンク部分1についても行い、矛盾、即ち直前および直後のデータ間で格納アドレスの不一致がないことを確かめる。

【 0 1 6 9 】

さらに、上記2ステップをリンク情報の予備のリンク部分2についても行い、矛盾、即ち直前および直後のデータ間で格納アドレスの不一致がないことを確かめる。

【 0 1 7 0 】

仮に、本来のリンク部分、予備のリンク部分1および予備のリンク部分2の何れかが一致していない時には、アプリケーションに対して、データを引き続き読み出し可能であるリンク部分エラーである旨を知らせる。その利点としては、本来のリンク部分はOKで、予備のリンク部分がNGの時を検出することができる

。一方、その欠点としては、リンク情報を三対読み出すので読み出し時間が長くなる。

【0171】

さらに、データを読み出す。

【0172】

さらに、リンク情報を読み、次のデータ格納アドレスを求める。

【0173】

さらに、データサイズ分、データの読み出しとリンク情報の追跡を繰り返す。

【0174】

さらに、データサイズ分読み出した時、最後のデータのリンク情報部分の直後のデータ場所は F F F F h (終わりを示す) であることを確認する。これは、最終格納場所に異常が発生していないかどうかの確認であり、不一致の場合にはアプリケーションに最終格納場所エラーである旨を知らせる。

(リンク情報に誤り訂正符号を用いる実施例)

リンク情報部を更に強化するため、誤り訂正符号を用いたリンク情報を持つ実施例について図 1 1 および図 1 2 に示す。誤り訂正符号には、例えば 1950 年にアメリカのベル研究所の Hamming 氏によって考案されたハミングコードを用いることができる。即ち、本来のリンク情報に、リンク情報から演算によって割り出したチェック用のデータ(ハミングコード)を付加する。このハミングコードを用いると、データの誤り(エラー)を検出するだけでなく、正しい値に訂正することができる。つまり、ハミングコードを用いると更に、リンク情報部を強化できる。即ち、2 バイトの誤り訂正符号を付加することにより、合計 4 バイトの情報量増加で図 7 の場合において、二重化(合計 8 バイトの情報量増加)と同等以上の効果を得ることができる。

【0175】

以下、データの読み出し方法を図 1 1 および図 1 2 を用いて説明する。

【0176】

まず、アプリケーションまたはオペレーティングシステム(OS) 1006 から、読み出すデータの ID 番号が、本発明のデータ管理システム 1001 に指定さ

れる。

【0177】

次に、ID管理テーブル、ブロック情報表10およびセクタ情報表11, 12から、上記ステップ201～204に示した各処理により、物理ブロック番号と物理セクタ番号を取得する。ID番号に対応するデータの格納先頭アドレスを、上記ステップ205の計算式（データの読み出し開始アドレス）から求める。

【0178】

さらに、格納先頭アドレスからID番号（801、901）を読み出し、そのID番号が上記ステップで指定されたID番号と一致しているかどうかを確認する。これは、ID番号に異常が発生していないかどうかの確認であり、不一致の場合にはアプリケーションにID部分エラーである旨を知らせる。また、直前のデータ場所の情報（802a、902a）がFFFFhであることを確認する。これは、先頭格納場所に異常が発生していないかどうかの確認であり、不一致の場合にはアプリケーションに先頭格納場所エラーである旨を知らせる。

【0179】

さらに、状態（803、903）を読み出し、状態情報が「データ有効」であることを確認する。これは、状態部分に異常が発生していないかどうかの確認であり、不一致の場合にはアプリケーションに状態情報部分がエラーである旨を知らせる。

【0180】

さらに、データサイズ（804、904）を読み出す。以下、このデータサイズ分のデータを読み出すまで繰り返す。

【0181】

さらに、図12の場合、多重化したリンク情報のうち、予備ではない本来のリンク情報（902'）部分を読み、直後の（次の）データ格納アドレスを求める。

【0182】

さらに、次のデータ格納アドレスにとび、リンク情報における本来のリンク部分の直前のデータ場所（902'）が、飛ぶ前のものを指していることを確認す

る。

【0183】

さらに、上記2ステップをリンク情報の予備のリンク部分について行い、矛盾、即ち直前および直後のデータ間で格納アドレスの不一致がないことを確かめる。

【0184】

仮に、本来のリンク部分または、予備のリンク部分が一致していない時には、アプリケーションに対して、データを引き続き読み出し可能であるリンク部分エラーである旨を知らせる。

【0185】

さらに、データ(805、905)を読み出す。

【0186】

さらに、リンク情報(802、902)を読み、次のデータ格納アドレスを求める。

【0187】

さらに、データサイズ(804、904)分、データの読み出しとリンク情報の追跡を繰り返す。

【0188】

データサイズ分読み出した時、データの最後のセクタのリンク情報(802b、902b)がFFFFh(終わりを示す)であることを確認する。これは、最終格納場所に異常が発生していないかどうかの確認であり、不一致の場合にはアプリケーションに最終格納場所エラーである旨を知らせる。

【0189】

ここで、リンク情報の何処かで異常が発生した場合、アプリケーションへ通知するだけではなく、リンク情報を多重化する場合と比較して、サイズが小さくなる。

【0190】

以上により、本実施形態によれば、格納するデータを一定の小さなサイズ(セクタ)に切り分け、それぞれに現在のデータに対する一つ前および一つ後のデー

タ格納場所に関する情報であるリンク情報を付加して相互に関連付けることによって、物理的に連続した空きアドレス領域の制約を受けることなく、任意のサイズのデータをデータ記憶領域全体に亘ってより効率的に格納することができるものである。

## 【0191】

次に、消去ブロックサイズより大きいデータを分散して格納する方法として、各データに対して、一つ前および一つ後のデータ格納場所に関する情報をリンク付加し、このリンク情報を順に辿っていくことにより、消去ブロックサイズより大きいデータを格納する方法に対して、格納したデータのリンク情報部分に異常が発生した場合、分散したデータを順に辿ることができなくなり、データを正しく読み出せなくなるという問題があり、リンク情報部分に異常が発生したデータは、異常が発生したセクタ以降に存在するセクタの状態情報を使用済み（無効）の状態へ更新することができなくなるため、再構築を行った際にも削除されずに残り続ける（データ記憶領域を占有し続ける）という問題もあった。

## 【0192】

また、特開平7-44451号公報の方法において、データリンク情報部分に異常が発生した場合に、記憶されているデータを正しい順序で表示することができないという問題があった。

## 【0193】

これらの問題を解決するものとして、データの先頭部分へ付加するリンク情報において、一つ前のデータ格納場所へ全ビットが1であるデータを記憶することにより、先頭のデータ格納場所であることを表し、また、データの最後尾部分へ付加するデータリンク情報において、一つ後のデータ格納場所へ全ビットが1であるデータを記憶することにより、最後尾のデータ格納場所であることを表す。この場合、全ビットが1であるデータは、ブロックが消去された初期状態を表すため、異常が発生した場合に発見が容易かつ確実なものとすることができる。

## 【0194】

また、リンク構造を用いてデータを分散して格納する場合、データリンク情報部分に対し、同一のリンク情報を複数格納することによって、リンク情報部分の

障害に対する耐性を強化することができ、リンク情報に異常が発生し、読み出せない状態となる確率を実使用上問題ない程度に低くすることができる。万が一、リンク情報部分に異常が発生した場合には、誤り訂正符号によってこれを修復することもできる。このため、データの一部を正しく読み出せない、または再構築時にデータが削除されずに残り続けるという従来の問題を解決することができて、システムの信頼性をいっそう向上させることができる。

## 【 0 1 9 5 】

なお、以上の説明では、読み出し動作について本発明のデータ管理装置におけるデータ管理方法を説明したが、データリンク情報を用いてアクセスするデータを参照する方法としては読み出し動作に限らない。例えば、書き込みを行う場合は、書き込みを行うのに適した未使用のセクタの多いブロックを選択する操作が必要となるが、対象セクタを参照する方法は以上に述べた方法と同様である。例えば、書き込みに適したブロックを選択する方法としては、記憶デバイス領域を複数のパーティションに区分し、パーティション毎にデータ管理を行う方法も考えられる。

## 【 0 1 9 6 】

また、データ管理システムメモリ部 1 0 0 3 には、電池バックアップした S R A M や強誘電体メモリを用いても良い。強誘電体メモリを用いた場合、バックアップ電池を削除することが可能である。データ管理システムメモリ部 1 0 0 3 に、強誘電体メモリなどの不揮発性 R A M を用いた場合には、図 2 0 におけるブロックコントロールセクタ ( 5 1 2 バイト ) を、この不揮発性 R A M 上にのみ設定することが可能になるので、フラッシュメモリ部 1 0 0 2 上からブロックコントロールセクタ ( 5 1 2 バイト ) を削除できるという利点がある。

## 【 0 1 9 7 】

なお、本実施形態およびその各実施例では、データ管理方法について説明し、それに対応したデータ管理システムについては特に説明しなかったが、データ管理システム制御部 1 0 0 5 は、アプリケーションプログラムまたはオペレーティングシステム ( O S ) 1 0 0 6 などのソフトウェアから与えられる I D 番号から該当するデータの先頭データを検索し、先頭セクタに格納されるデータリンク情報

の直前のデータ格納場所に関する情報について、その全ビットが前記ブロックを消去したときのビットの状態に等しいデータであるかどうかを比較する手段と、この比較結果が異なる場合、アプリケーションプログラムまたはオペレーティングシステムなどのソフトウェアに対し、データリンク情報に異常があることを知らせる手段とを有する。

## 【 0 1 9 8 】

また、データ管理システム制御部 1 0 0 5 は、アプリケーションプログラムまたはオペレーティングシステム（OS） 1 0 0 6 などのソフトウェアから与えられる ID 番号から該当するデータの先頭データを検索し、先頭セクタから順番に各セクタに格納されるデータリンク情報の直後のデータ格納場所に関する情報を辿ることで最後のセクタを参照した時、セクタに格納されるデータリンクの直後のデータ格納場所に関する情報について、その全ビットが前記ブロックを消去した時のビットの状態に等しいデータであるかどうかを比較する手段と、この比較結果が異なる場合、アプリケーションプログラムまたはオペレーティングシステム（OS） 1 0 0 6 などのソフトウェアに対し、データリンク情報に異常があることを知らせる手段とを有する。

## 【 0 1 9 9 】

さらに、データ管理システム制御部 1 0 0 5 は、少なくともデータリンク情報を参照する際に、少なくとも分散した各データについて、その直後のデータ格納場所に関する情報、およびその情報から次に参照されるセクタに格納されるデータリンク情報の直前のデータ格納場所に関する情報の、双方に矛盾がないかどうかの確認を行う手段を有する。

## 【 0 2 0 0 】

さらに、データ管理システム制御部 1 0 0 5 は、複数の同一内容のデータリンク情報について、データリンク情報を参照する際に、分散した各データについて、直後のデータ格納場所に関する情報、およびその情報から次に参照されるセクタに格納されるデータリンク情報の直前のデータ格納場所に関する情報の、双方に矛盾がないか、データリンク情報の組み合わせ毎に全組み合わせの確認を行う手段を有する。

## 【0201】

さらに、データ管理システム制御部1005は、複数の同一内容のデータリンク情報について、少なくとも該データリンク情報を参照する際に、分散した各データについて、直後のデータ格納場所に関する情報、およびその情報から次に参照されるセクタに格納されるデータリンク情報の直前のデータ格納場所に関する情報の、双方に矛盾がないか、データリンク情報の組み合わせの一つを用いて確認を行い、矛盾がある場合は、組み合わせとは異なる組み合わせの一つを用いて確認を行う手段を有する。

## 【0202】

さらに、データ管理システム制御部1005は、データ格納場所に関する情報に矛盾がないか確認を行うために、分散したあるデータのデータリンク情報に含まれるその直後のデータ格納場所に関する情報から、直後のデータを参照し、直後のセクタに格納されるデータリンク情報に含まれる直前のデータの格納場所に関する情報と、直後のデータの格納場所に関する情報とを比較する手段を有する。

## 【0203】

さらに、データ管理システム制御部1005は、データの格納場所に関する情報に矛盾がある場合、誤り符号訂正を用いて正しい情報に訂正する手段を有する。

## 【0204】

さらに、データ管理システム制御部1005は、複数の同一内容のデータリンク情報について、内容に矛盾がある場合は、矛盾がないデータリンク情報によって矛盾があるデータの修復を行う手段を有する。

## 【0205】

さらに、データ管理システム制御部1005は、複数の同一内容のデータリンク情報について、内容の矛盾がある場合は、前記アプリケーションプログラムまたはオペレーティングシステムなどのソフトウェアへ、その旨の通知を行う手段を有する。

## 【0206】



## 【発明の効果】

以上のように、請求項 1, 20 によれば、格納するデータを一定の小さなサイズに切り分け、それぞれに現在の分散データに対する一つ前及び一つ後のデータ格納場所に関する情報を有するデータリンク情報を付加して相互に関連付けることによって、物理的に連続した空きアドレス領域の制約を受けることなく、任意のサイズのデータをデータ記憶領域全体に渡って効率的に格納することができる。

## 【0207】

また、請求項 2, 3 によれば、データのリンク情報として、論理ブロック番号および論理セクタ番号のように論理的な番号を用いることによって、データの物理的な位置が変更された場合においても、格納する番号を書き換える必要がないという利点がある。

## 【0208】

さらに、請求項 4, 5 によれば、データのリンク情報として、物理ブロック番号および物理セクタ番号のように物理的な番号を用いることによって、論理から物理への変換が不要になるため、目的のデータを高速に特定することができる。

## 【0209】

さらに、請求項 6 によれば、分散した先頭のデータに対する直前のデータの格納場所、および分散した最後尾のデータに対する直後のデータ格納場所に関する情報として全ビット 1（ブロックを消去したときのビット状態）であるデータを格納することにより、データの先頭または最後尾であることの確認が容易になる。また、全ビットが 1 であるデータは、消去状態であることから、データの異常を発見しやすいという利点がある。

## 【0210】

さらに、請求項 7, 8 によれば、データのリンク情報として、直前のデータ格納場所、及び直後のデータ格納場所を例えばハミングコードのような誤り訂正符号を用いて格納するため、リンク情報を破壊に対して強い構造とすることができる。

## 【0211】

さらに、請求項9によれば、データはID番号により識別され、ID番号とデータを格納する先頭アドレスの対応関係をRAM領域で管理するため、高速にデータ格納場所の先頭アドレスを検索することができる。

## 【0212】

さらに、請求項10によれば、同一の内容を記憶した2個のリンク情報(例えば、本来のリンク情報部分と、予備のリンク情報部分)を持つため、データの読み出し時において、一方のリンク情報に異常が発生しても、データを正しく読み出すことができる。

## 【0213】

さらに、請求項11, 12, 21, 22によれば、データの先頭または最後のセクタの直前または直後のデータ格納場所に関する情報が全ビット1であるかどうかを調べるため、先頭または最後のセクタのデータリンク情報が正常か否かが容易かつ正確に判断することができる。

## 【0214】

さらに、請求項13, 23によれば、同一の内容を格納した複数のリンク情報(例えば、本来のリンク部分と、予備のリンク部分)を持つ場合、少なくともデータ読み出し時には、本来のリンク情報同士に矛盾がないかどうかの確認と、予備のリンク情報同士に矛盾がないかどうかの確認とを行うため、リンク情報の異常を発見しやすい。

## 【0215】

さらに、請求項14, 24によれば、同一の内容を格納した複数のリンク情報(例えば、本来のリンク部分と、予備のリンク部分)を持つ場合、少なくともデータ読み出し時には、本来のリンク情報同士に矛盾がないかどうかの確認と、予備のリンク情報同士に矛盾がないかどうかの確認と、本来のリンク情報と予備のリンク情報間に矛盾がないかどうかの確認を行うため、リンク情報の破壊に対して強い構造とすることができる。

## 【0216】

さらに、請求項15, 25によれば、複数のリンク情報を持つため、一部のリンク情報に矛盾があっても、矛盾がないリンク情報を用いて、データの読み出し

を行うことが可能で、リンク情報の破壊に対して強い構造とすることができる。

【0217】

さらに、請求項16、26によれば、データリンク情報に矛盾があるかどうかの確認には、直前、直後のリンク情報を互いに比較し合うことで容易に行うことができる。

【0218】

さらに、請求項17、27によれば、リンク情報に矛盾がある場合、誤り訂正符号を用いれば正しいリンク情報に訂正することができる。

【0219】

さらに、請求項18、28によれば、リンク情報に矛盾が発生した場合、他の矛盾のないリンク情報が存在するため、これを用いてリンク情報を修復することができて、システムの信頼性を向上することができる。

【0220】

さらに、請求項19、29によれば、リンク情報に矛盾が発生した場合、アプリケーションにその旨のエラーメッセージを返すことにより、アプリケーションがリンク情報の異常を検知し、修復することができる。

【図面の簡単な説明】

【図1】

本発明の一実施形態におけるデータ管理システムの構成を示すブロック図である。

【図2】

図1のフラッシュメモリ部の内部構成を示す図である。

【図3】

図1のデータ管理システムメモリ部に格納されるID管理テーブルの構成例を示す図である。

【図4】

本発明のリンク構造によるデータ格納を説明するためのデータ構成図である。

【図5】

図4のリンク情報部分の詳細説明をするためのデータ構成図である。

【図 6】

本発明の読み出しアドレスの計算方法を示すフローチャートである。

【図 7】

図 5 のリンク情報部分を多重化した実施例を示すデータ構成図である。

【図 8】

図 4 のデータ構成とは異なり、先頭セクタからデータ本体の格納を開始する実施例を示すデータ構成図である。

【図 9】

本発明のリンク情報を用いた読み出し方法を示すフローチャートである。

【図 1 0】

同じ内容のリンク情報を 3 組持つ実施例を示すデータ構成図である。

【図 1 1】

リンク情報に誤り訂正符号を用いる実施例を示すデータ構成図である。

【図 1 2】

予備のリンク部分を追加したリンク情報に誤り訂正符号を用いる実施例を示すデータ構成図である。

【図 1 3】

従来の物理消去ブロックと論理セクタを示す図である。

【図 1 4】

従来の論理セクタのデータ構成図である。

【図 1 5】

データの更新/削除を示す図である。

【図 1 6】

物理ブロックの再構築を示す図である。

【図 1 7】

従来のデータ格納状態を説明する図である。

【図 1 8】

従来のデータ格納状態に関する別の例を説明する図である。

【図 1 9】

従来のフラッシュメモリを用いたファイルシステムの構成を示すブロック図である。

【図 20】

図 19 におけるフラッシュメモリ部に格納されているデータ構成図である。

【図 21】

図 19 におけるファイルシステムメモリ部に格納されている各消去ブロックに関するブロック情報表である。

【図 22】

図 19 におけるファイルシステムメモリ部に格納されている各物理セクタに関するセクタ情報表である。

【図 23】

図 19 におけるファイルシステムメモリ部に格納されている消去ブロック毎に、各物理セクタの数をそれぞれのセクタ状態に応じて整理したセクタ情報表である。

【図 24】

従来技術におけるフラッシュメモリ部に格納されたデータの読み出し処理に関するフローチャートである。

【図 25】

従来技術におけるフラッシュメモリ部へのデータの書き込み処理に関するフローチャートである。

【図 26】

従来技術におけるフラッシュメモリ部へのデータの書き込み処理に関するフローチャートである。

【図 27】

従来技術におけるフラッシュメモリ部へのデータの書き込み処理に関するフローチャートである。

【図 28】

図 25 のファイルシステムの再構築処理に関するフローチャートである。

【図 29】

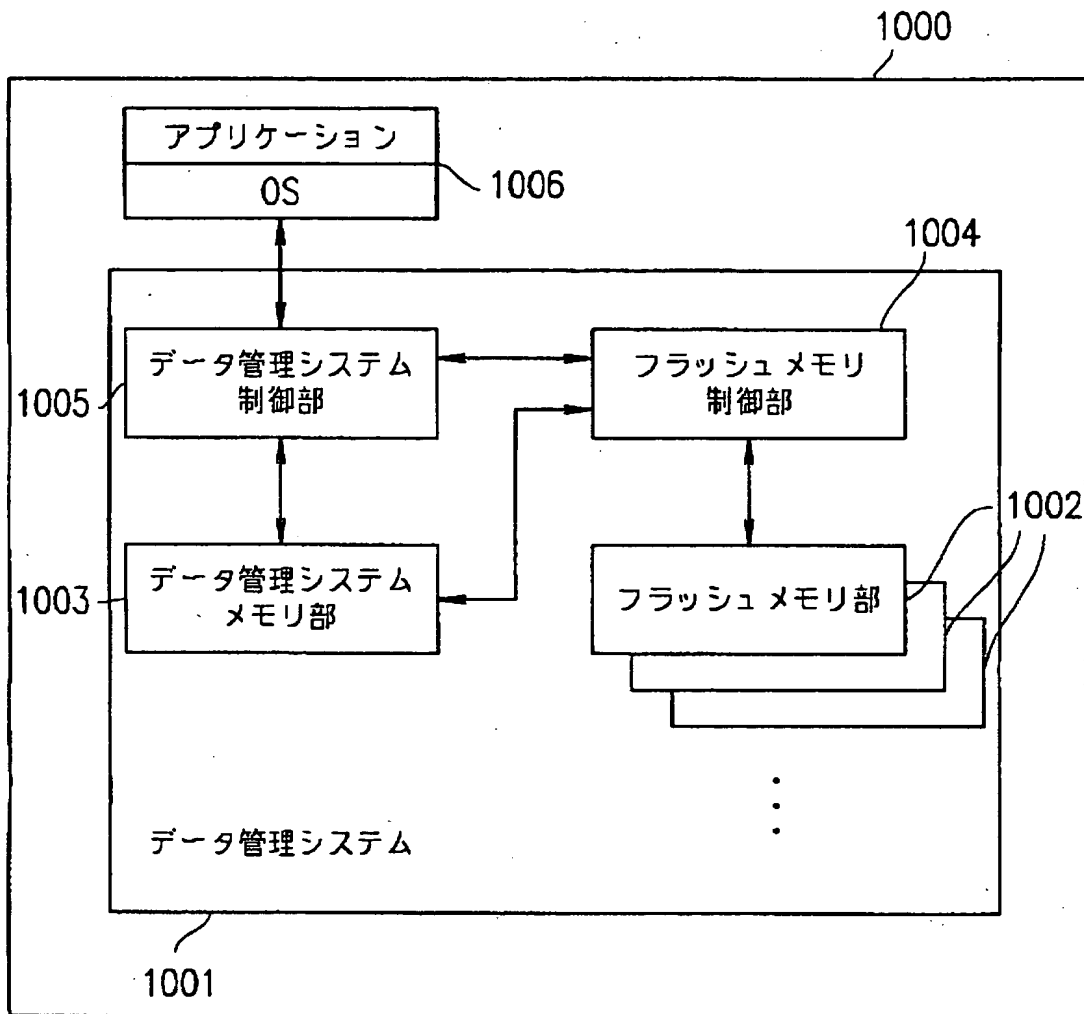
図 2 5 のファイルシステムの再構築処理に関するフローチャートである。

【符号の説明】

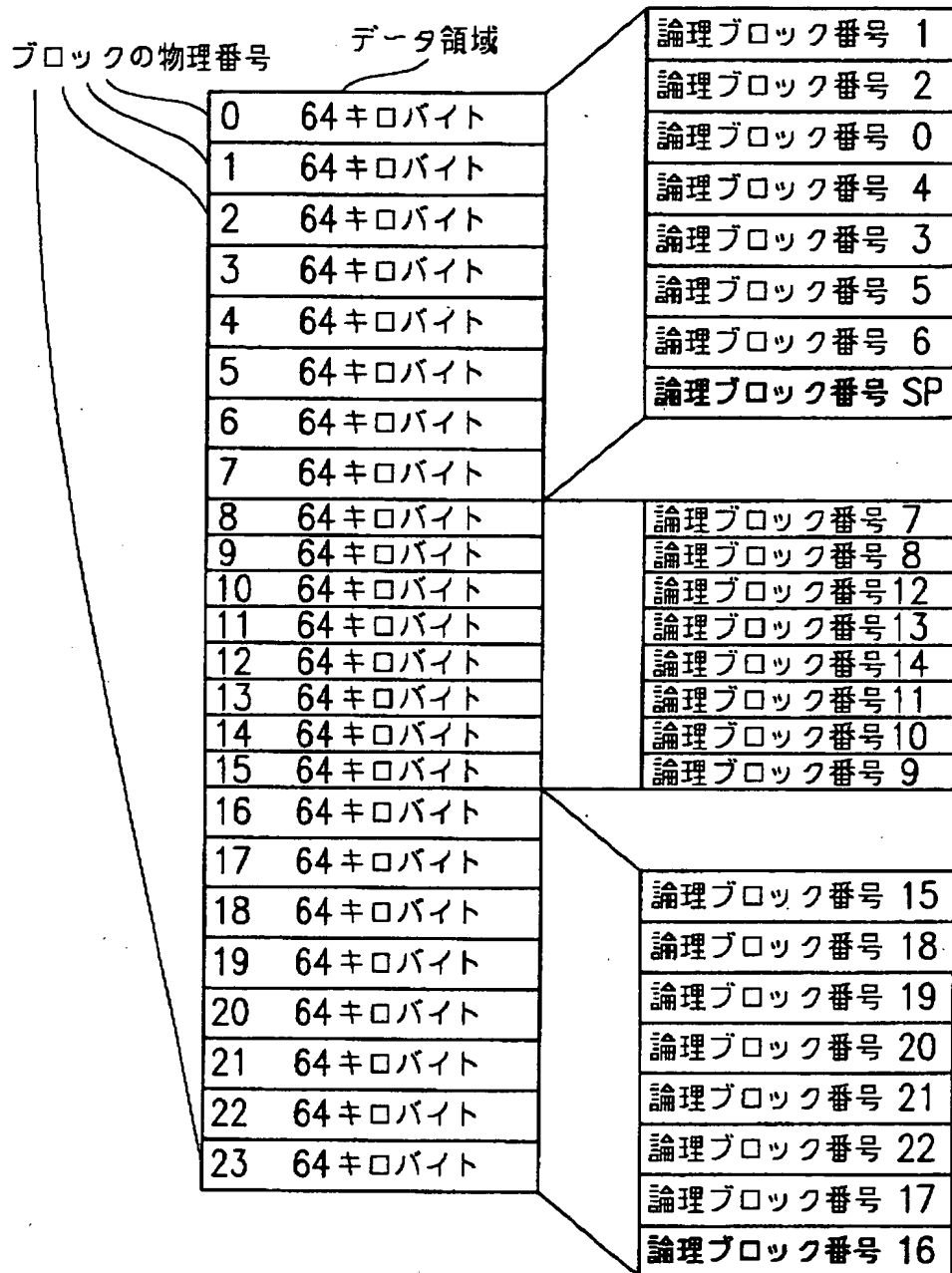
- 1 0 0 0      データ管理装置
- 1 0 0 2      フラッシュメモリ部（不揮発性半導体記憶部）
- 1 0 0 1      データ管理システム
- 1 0 0 3      データ管理システムメモリ部
- 1 0 0 4      フラッシュメモリ制御部（記憶制御部）
- 1 0 0 5      データ管理システム制御部
- 1 0 0 6      アプリケーションまたはオペレーティングシステム（OS）

【書類名】 図面

【図1】



【図 2】



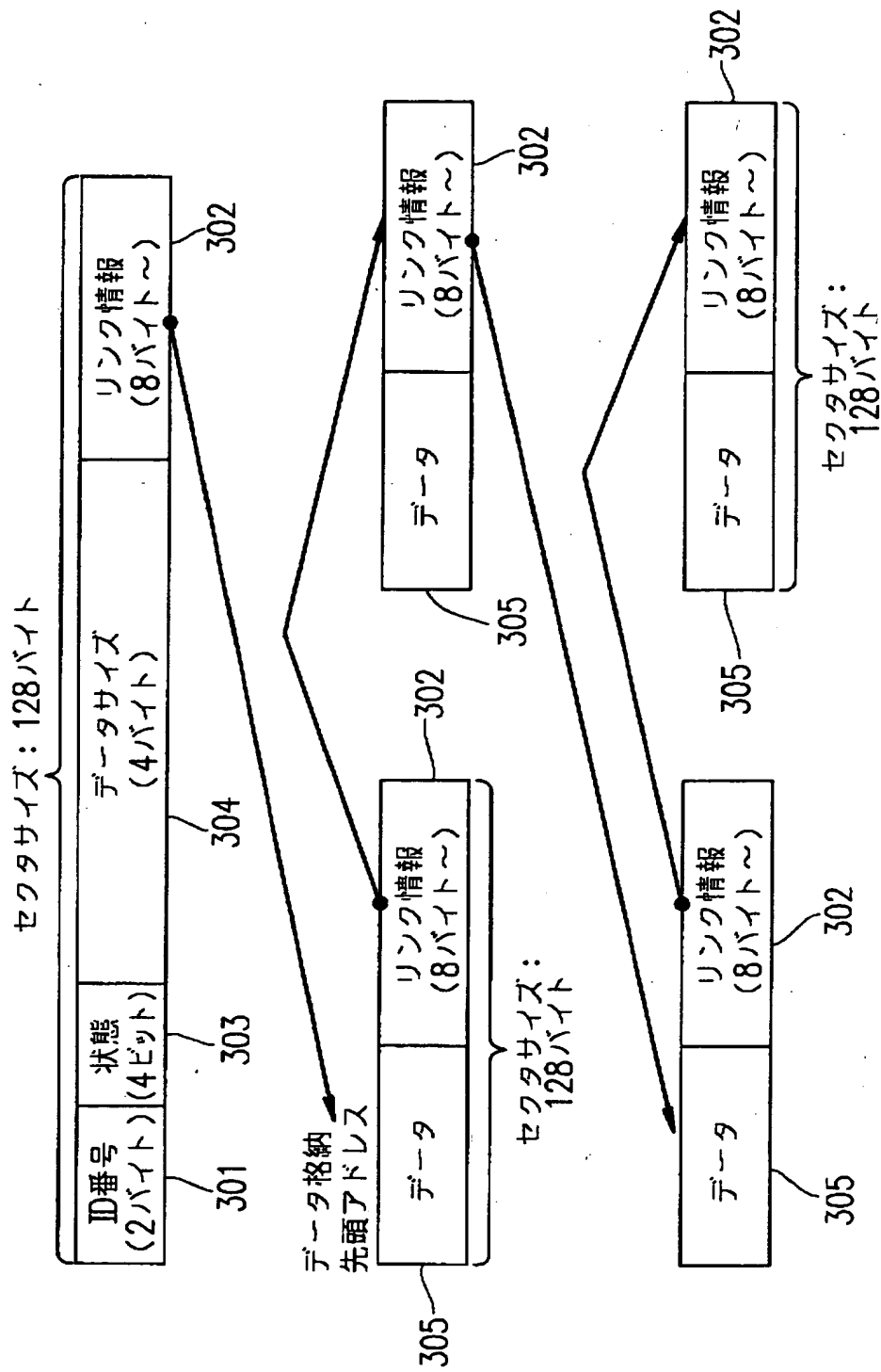


【図 3】

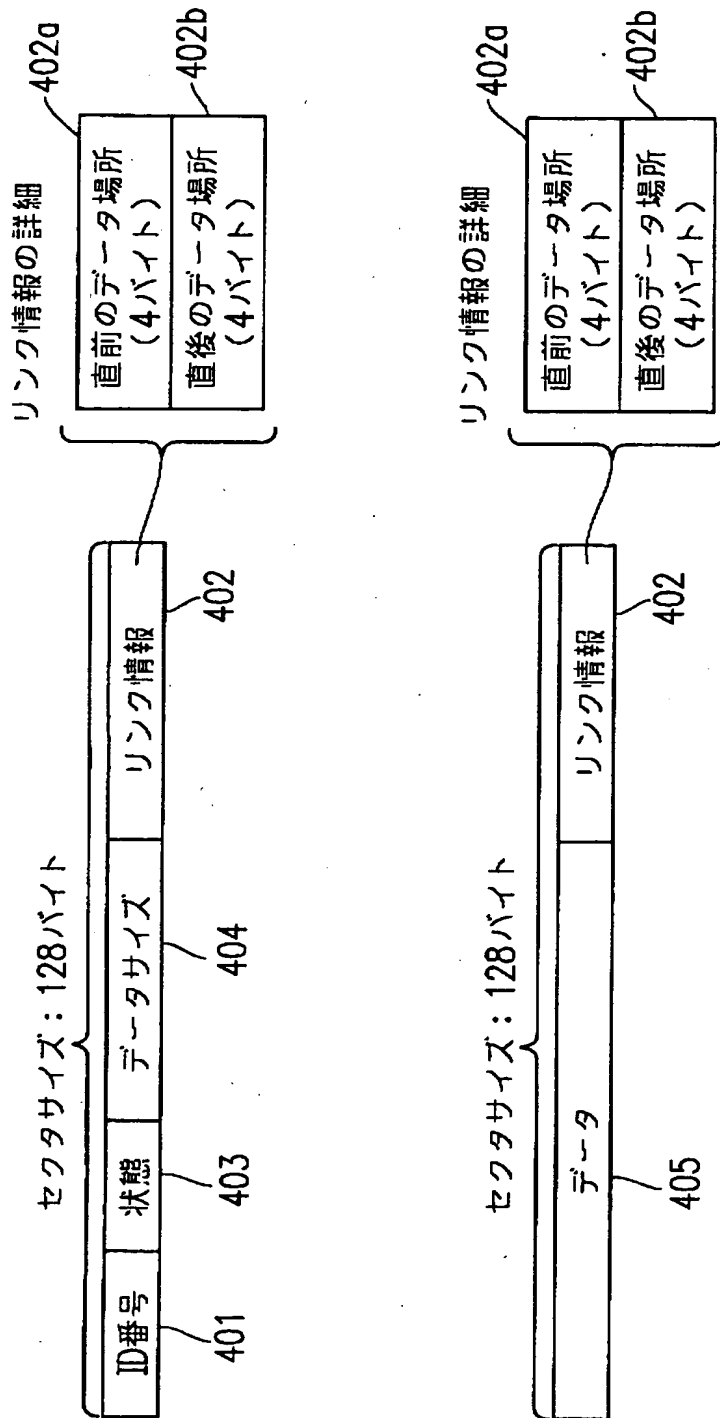
ID 管理テーブル

ID 番号	論理ブロック番号	論理セクタ番号	データサイズ
10	2	3	200
・ ・ ・	・ ・ ・	・ ・ ・	・ ・ ・

【図4】

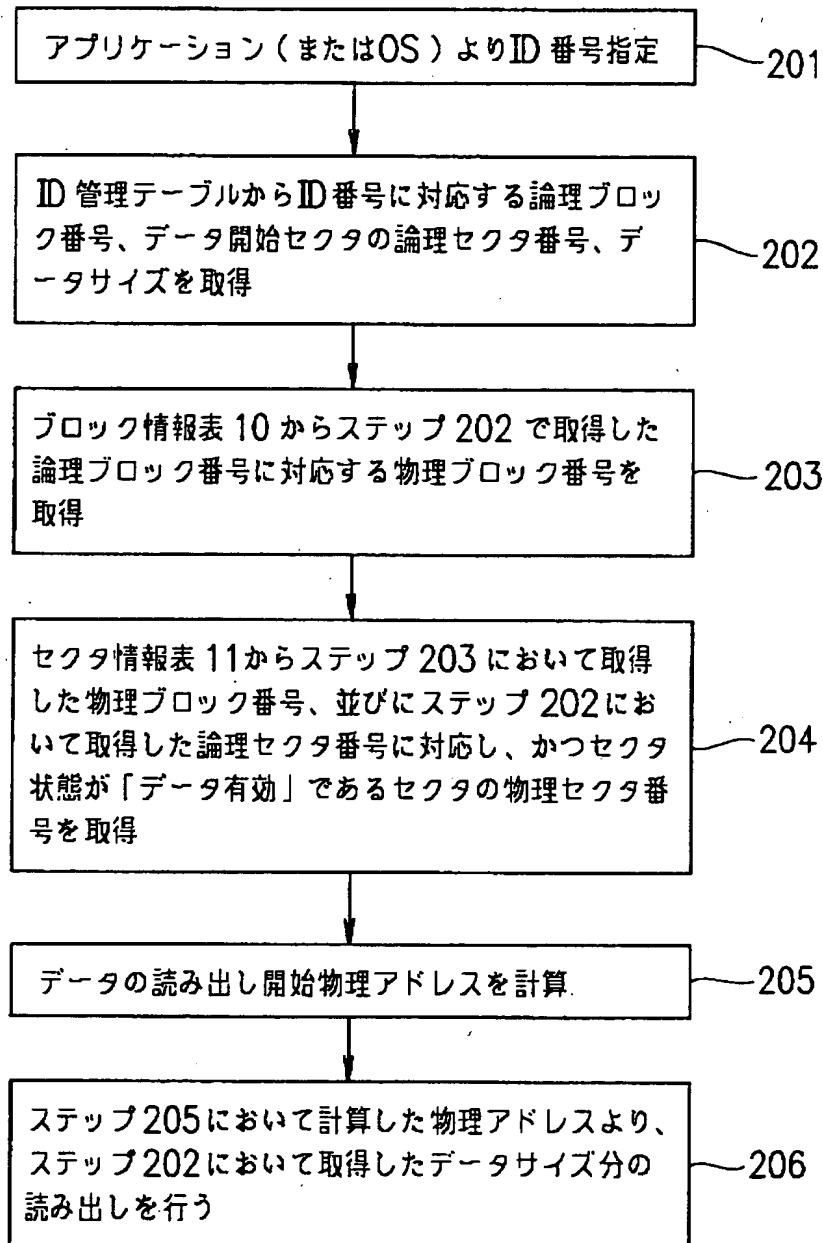


【図5】

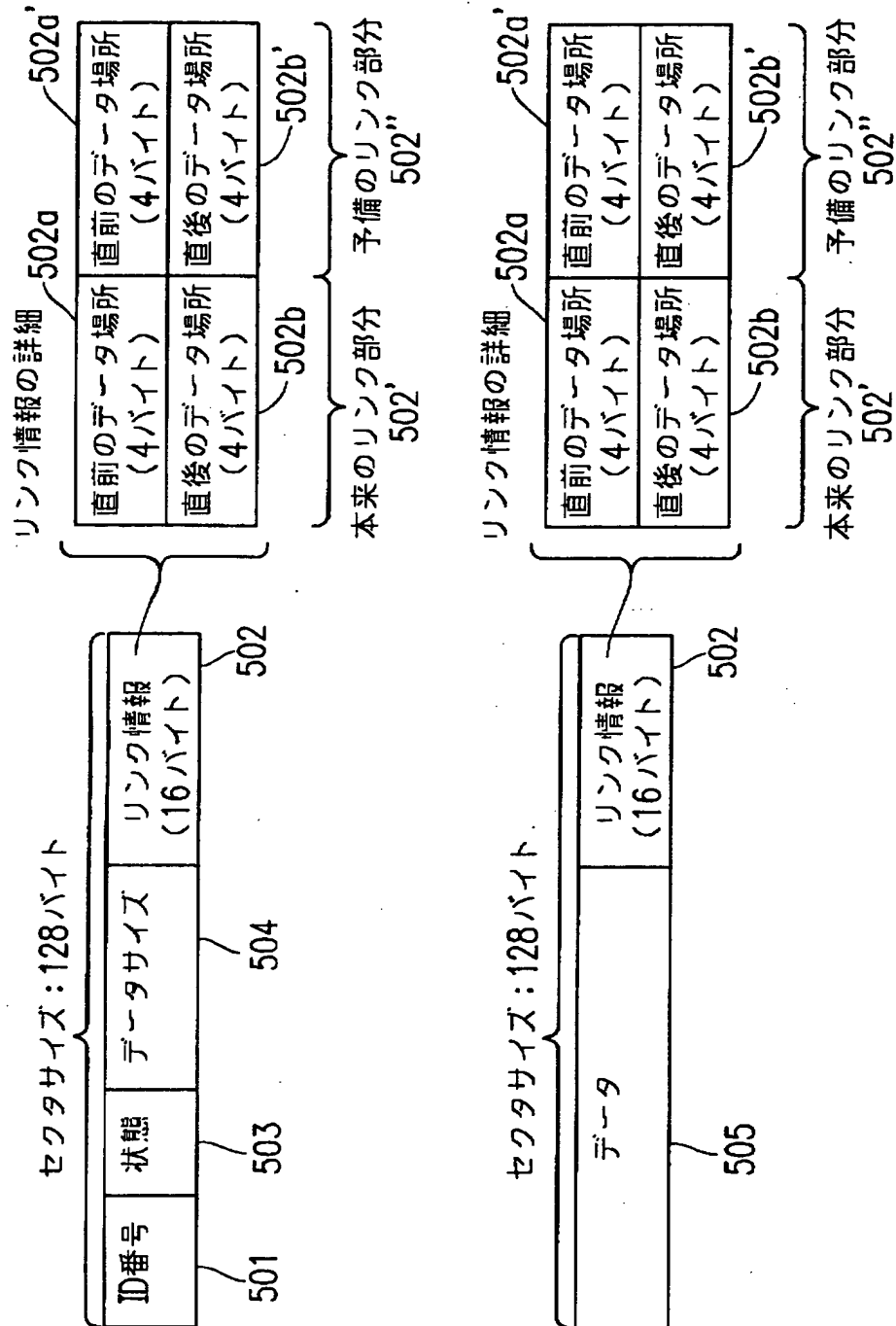


【図 6】

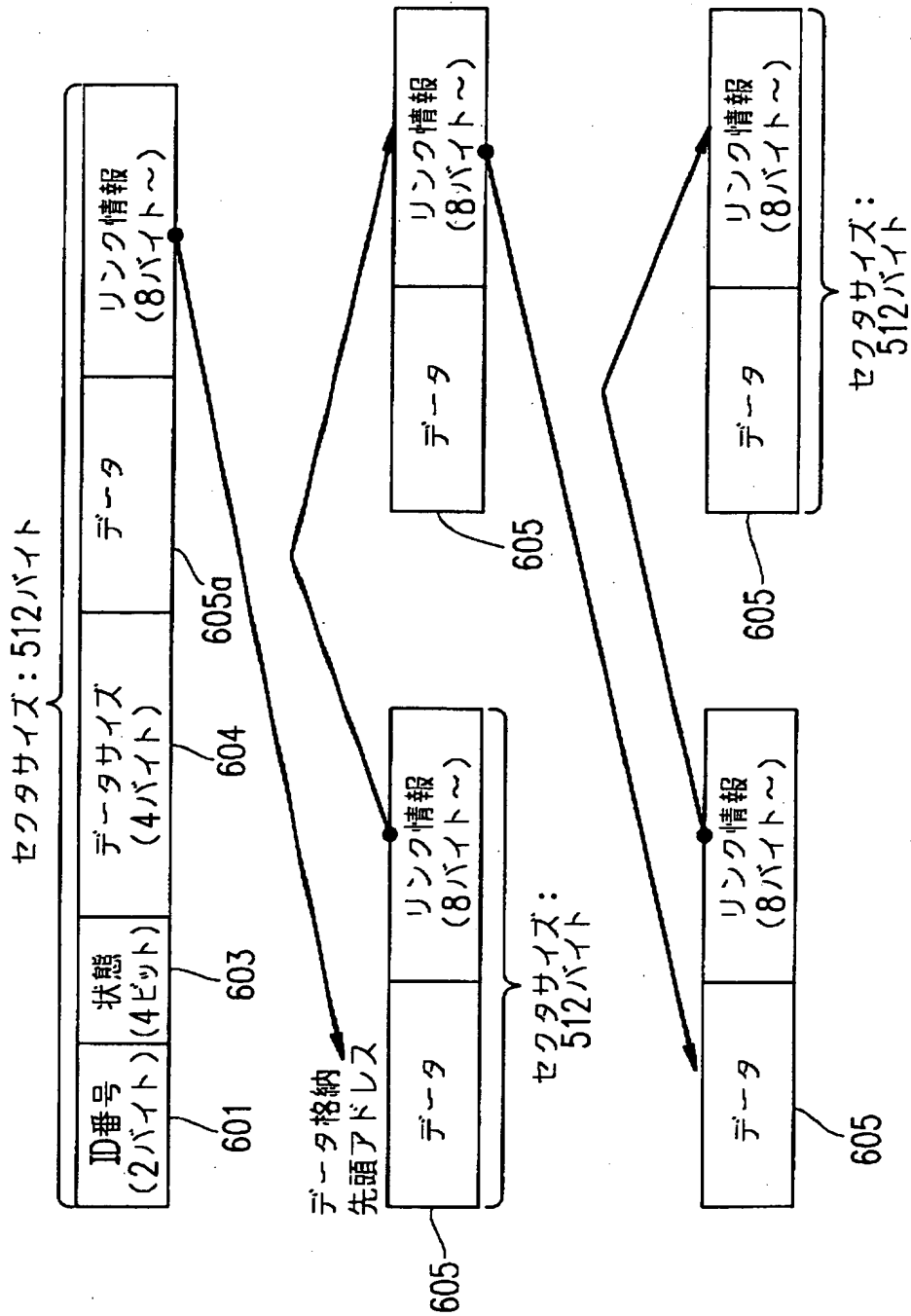
図 R1



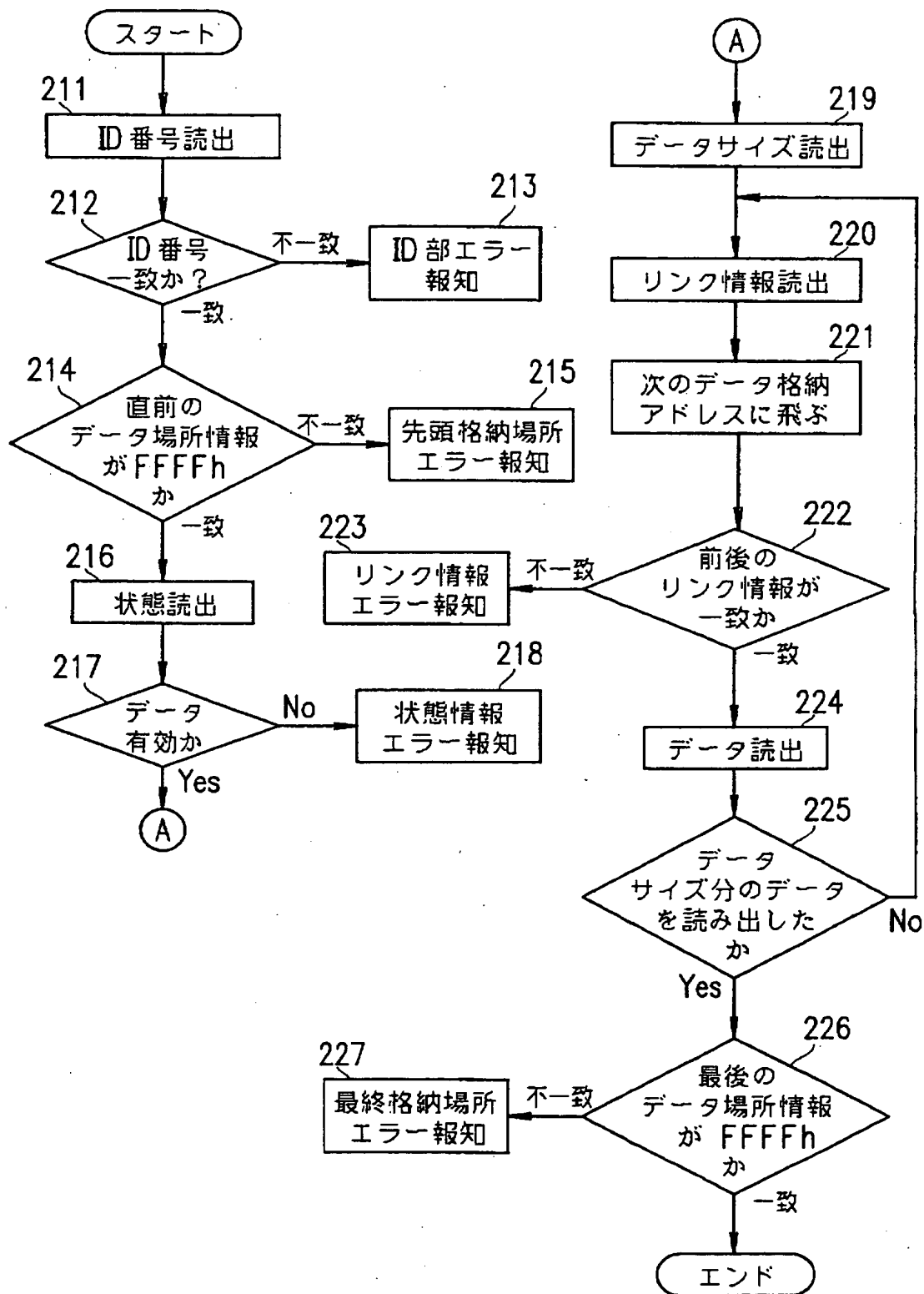
【図7】



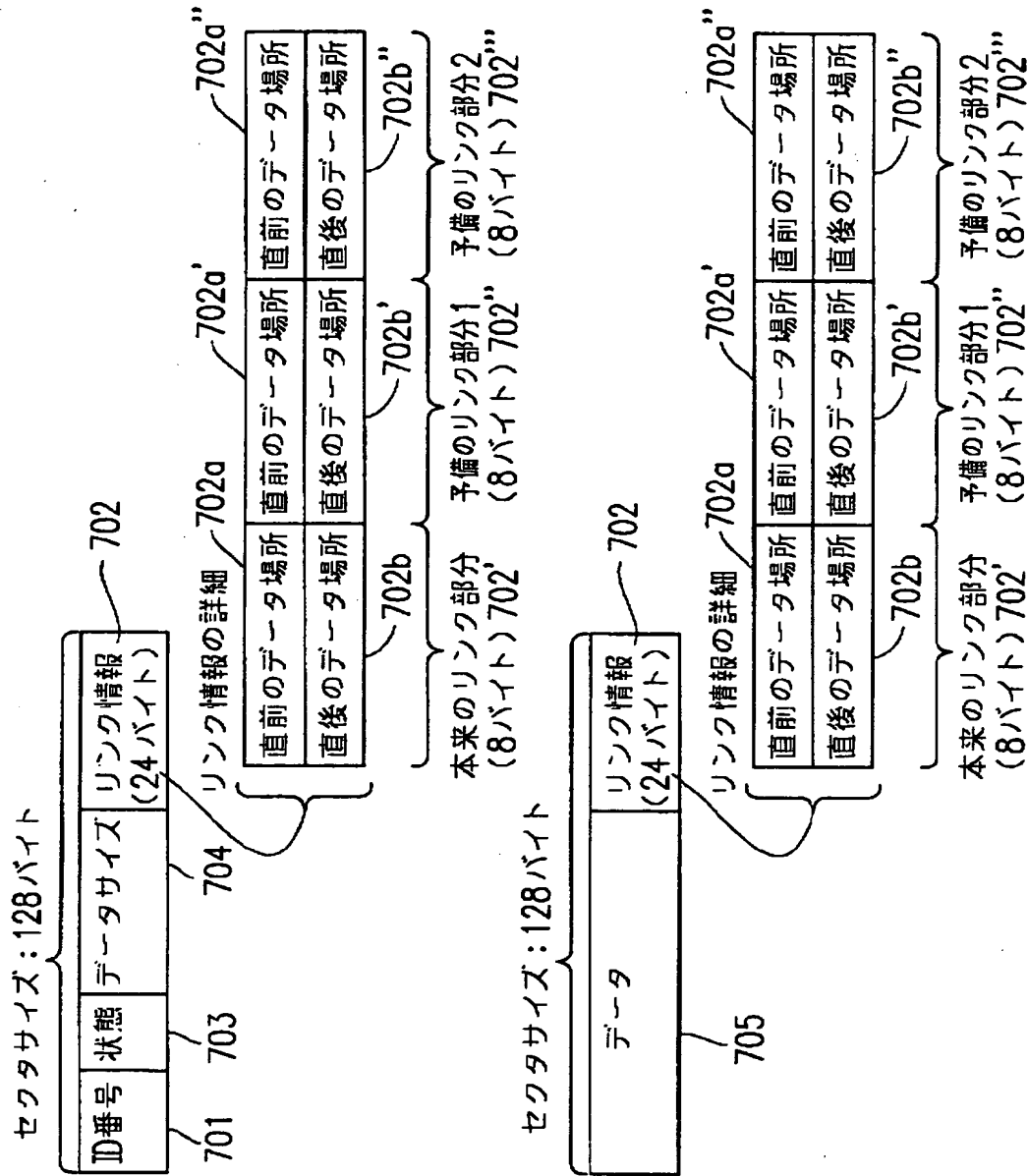
【図 8】



【図9】

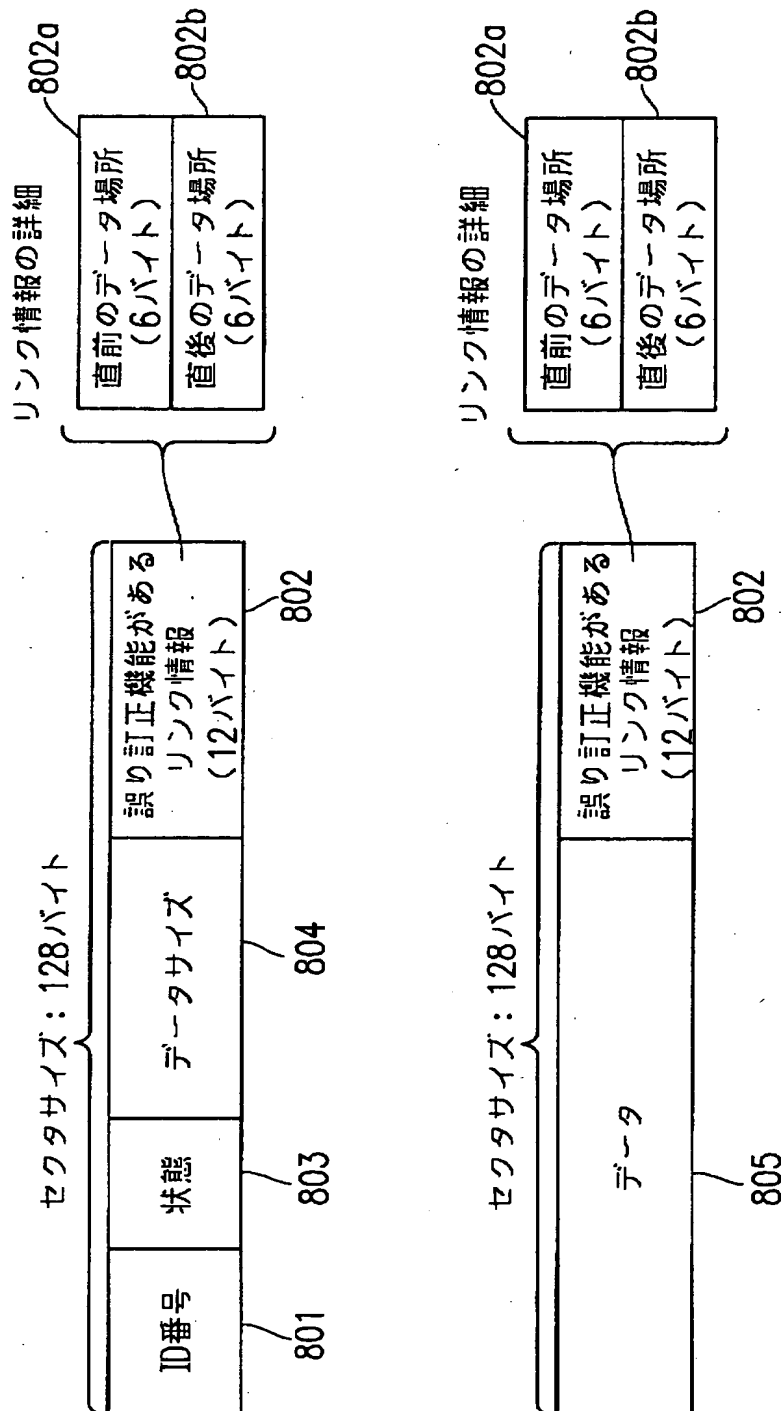


【図10】

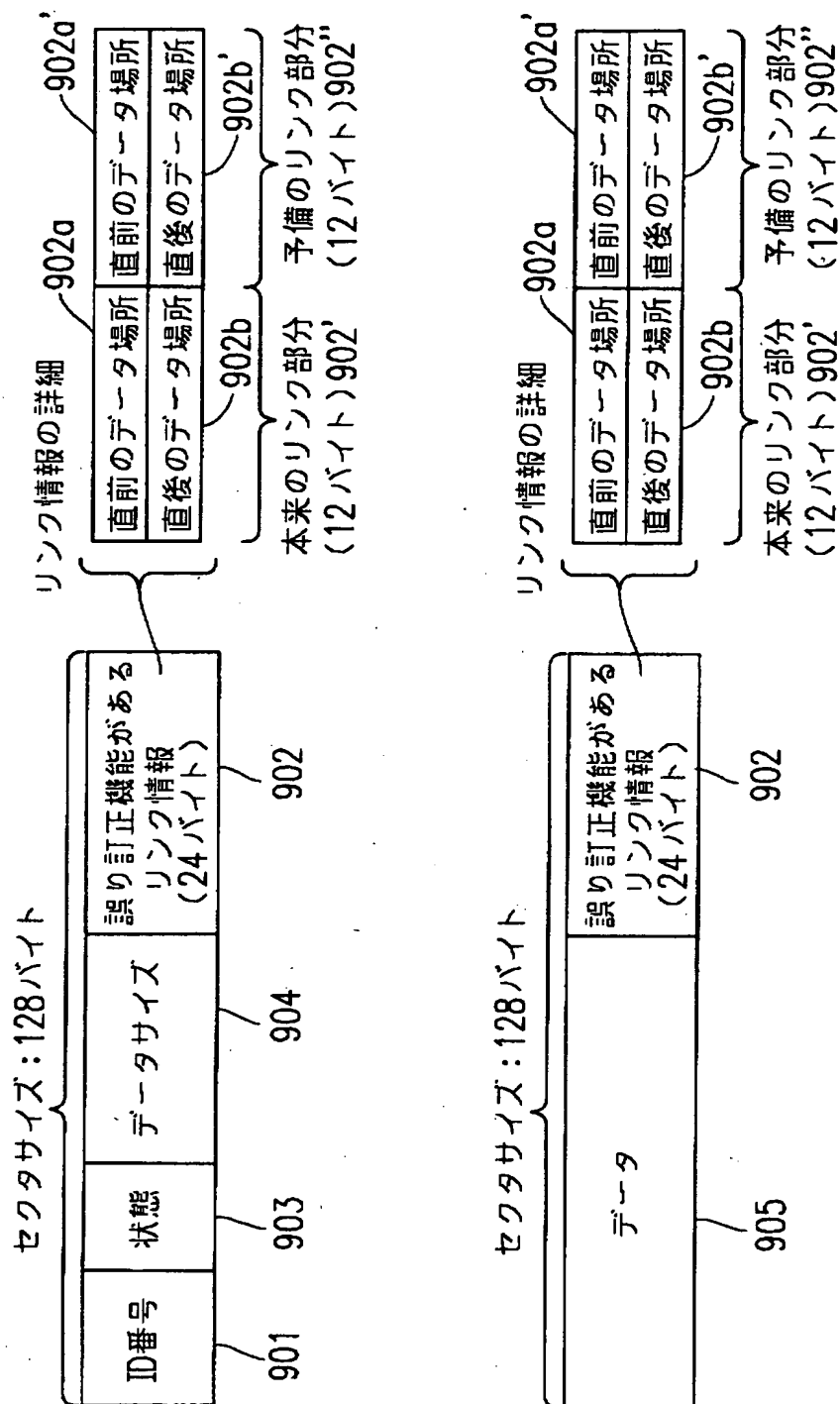




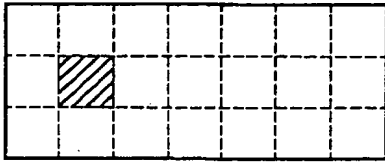
【図 11】



【図 12】



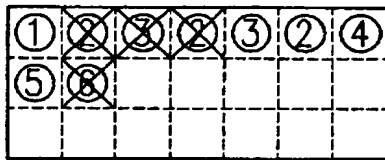
【図 13】



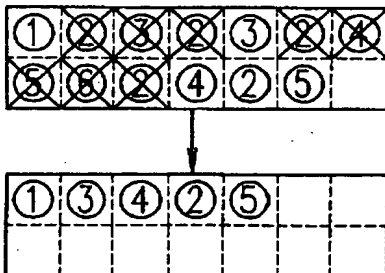
【図 14】

アドレス番号	フラグ
データ	

【図 15】



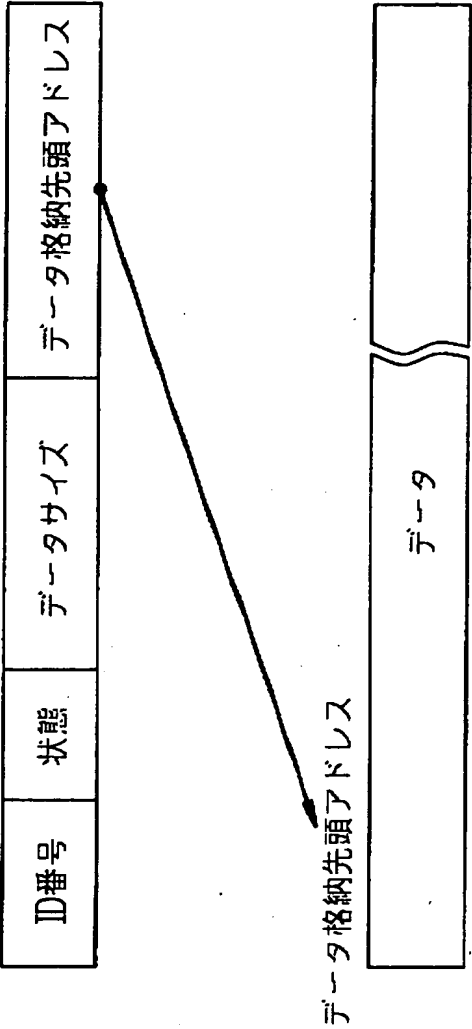
【図 16】



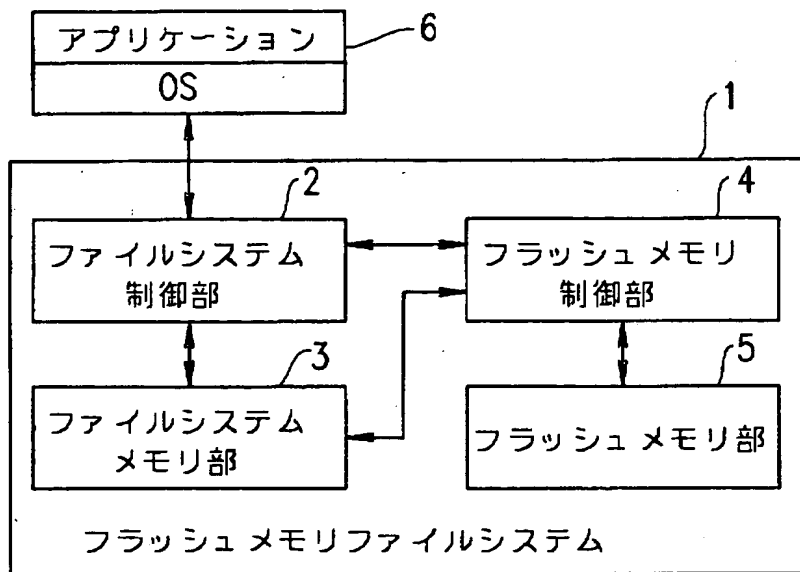
【図 1 7】

ID番号	状態	データサイズ	データ	
------	----	--------	-----	--

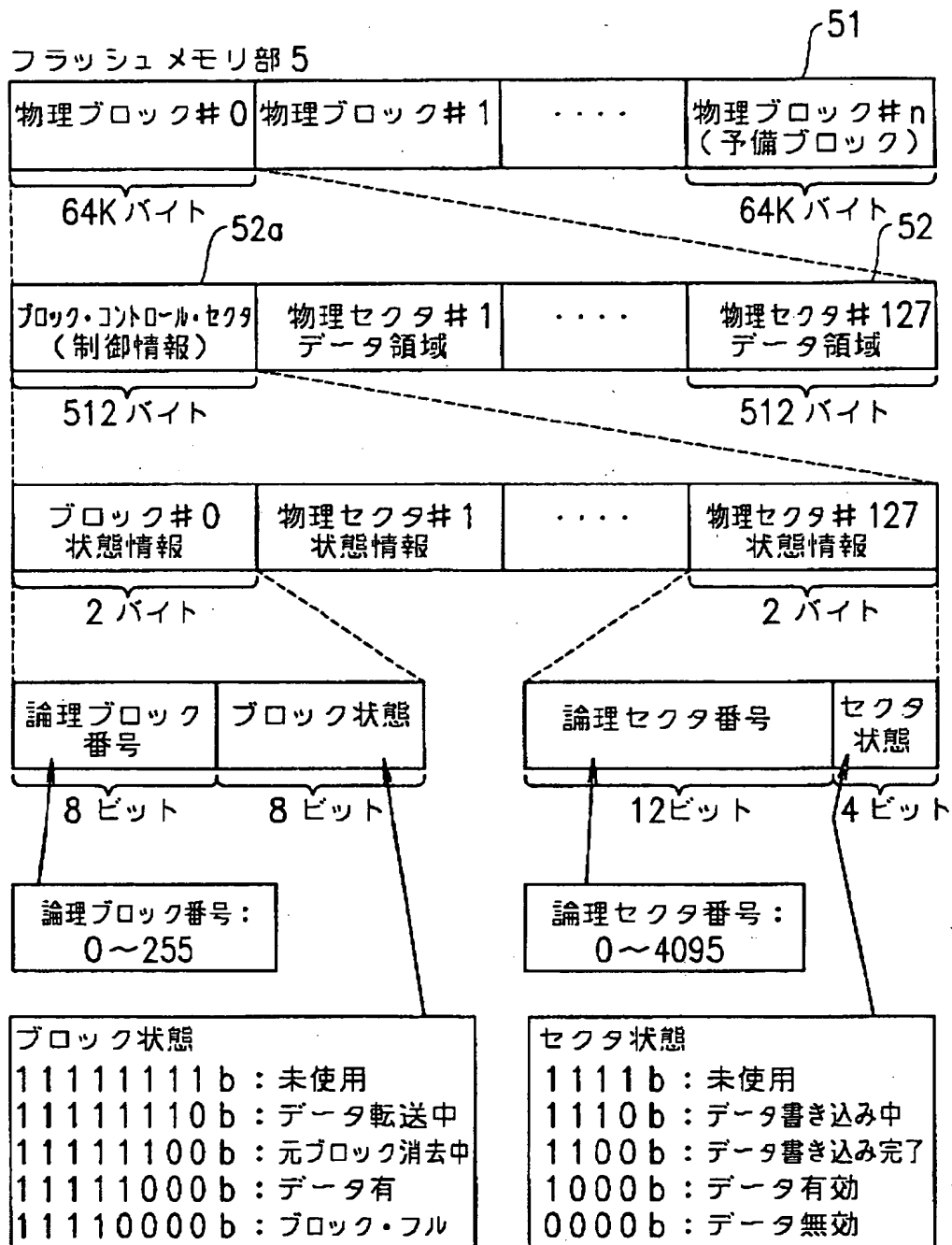
【図 18】



【図19】



【図 20】



【図 2 1】

ブロック情報表 10

物理ブロック番号	論理ブロック番号	ブロック状態
0	0	データ有
1	1	データフル
⋮	⋮	⋮

【図 2 2】

セクタ情報表 11

物理ブロック番号	物理セクタ番号	論理セクタ番号	セクタ状態
0	1	100	データ有効
0	2	10	データ無効
⋮	⋮	⋮	⋮

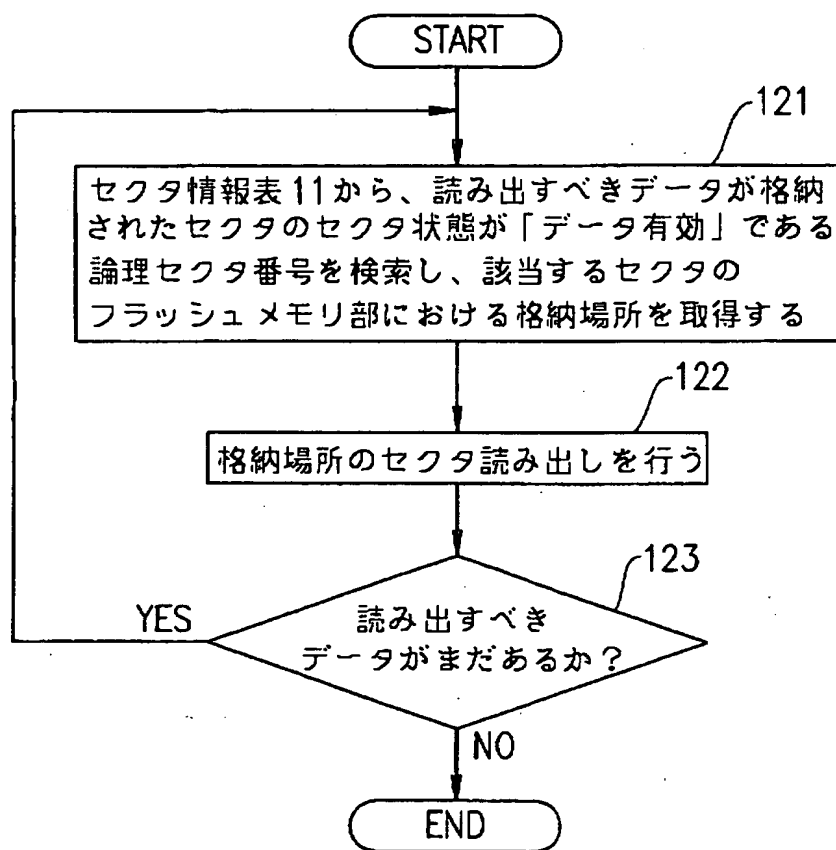
【図 2 3】

セクタ情報表 12

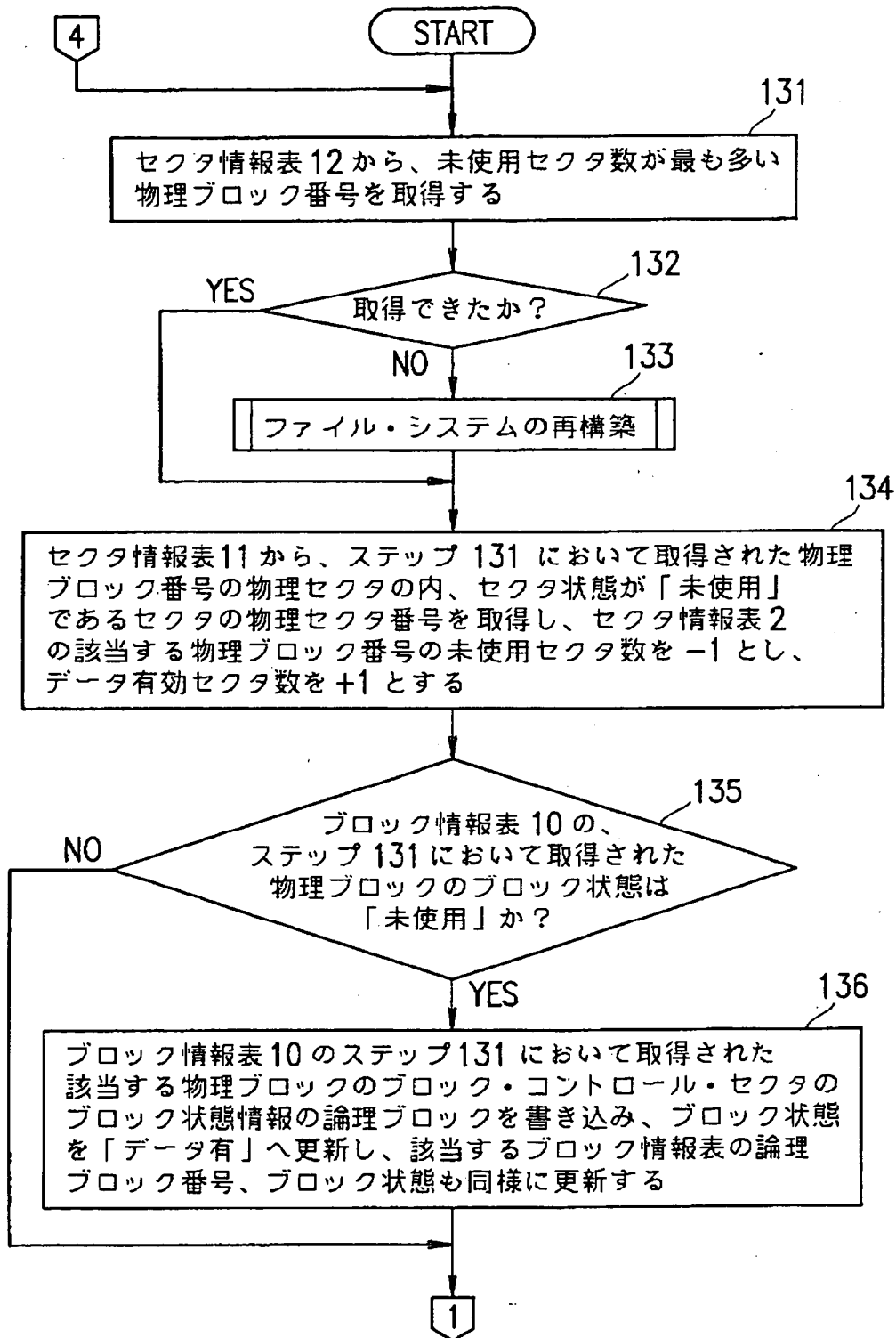
物理ブロック番号	未使用セクタ数	データ有効セクタ数	データ無効セクタ数
0	100	20	7
1	0	50	77
⋮	⋮	⋮	⋮



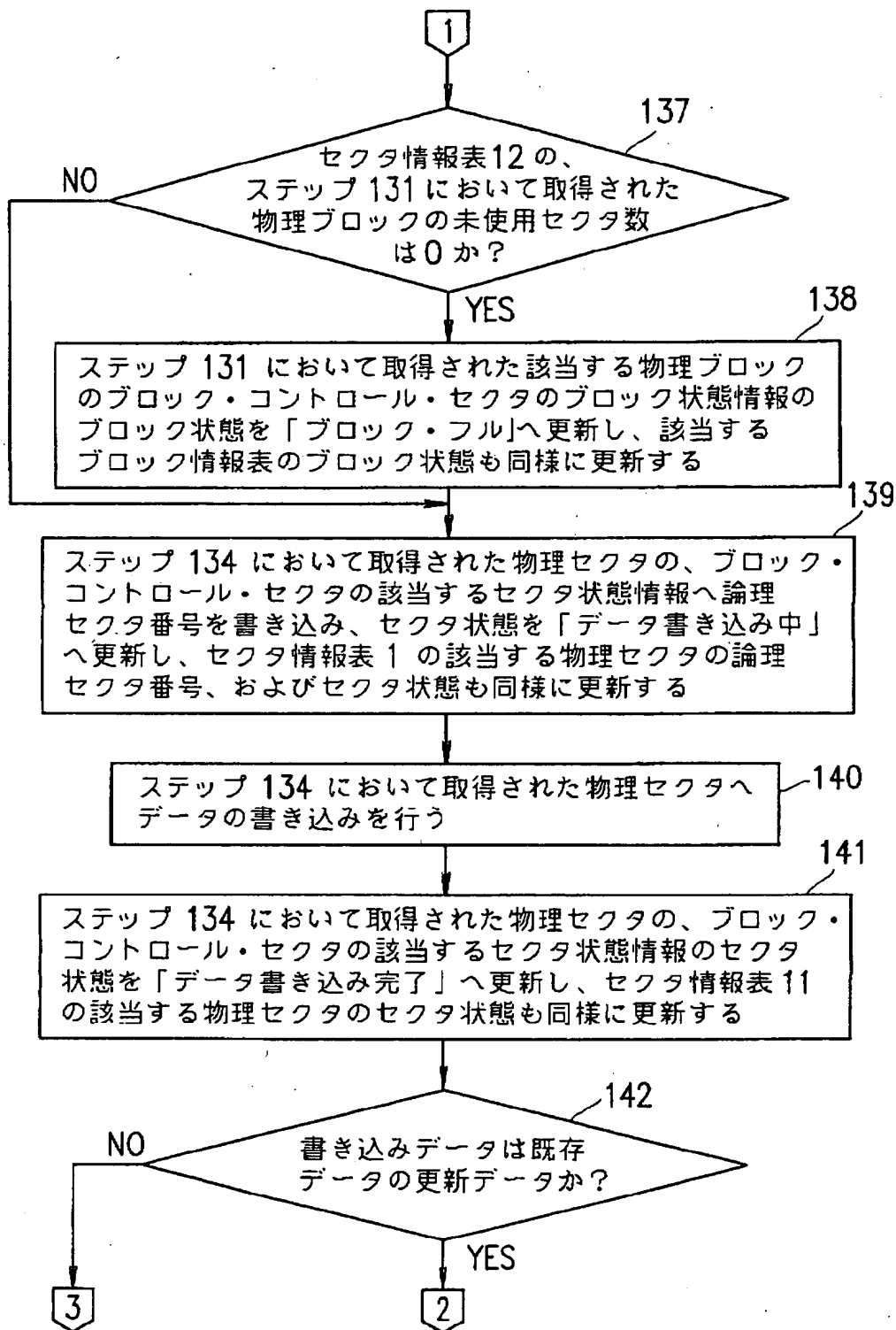
【図 24】



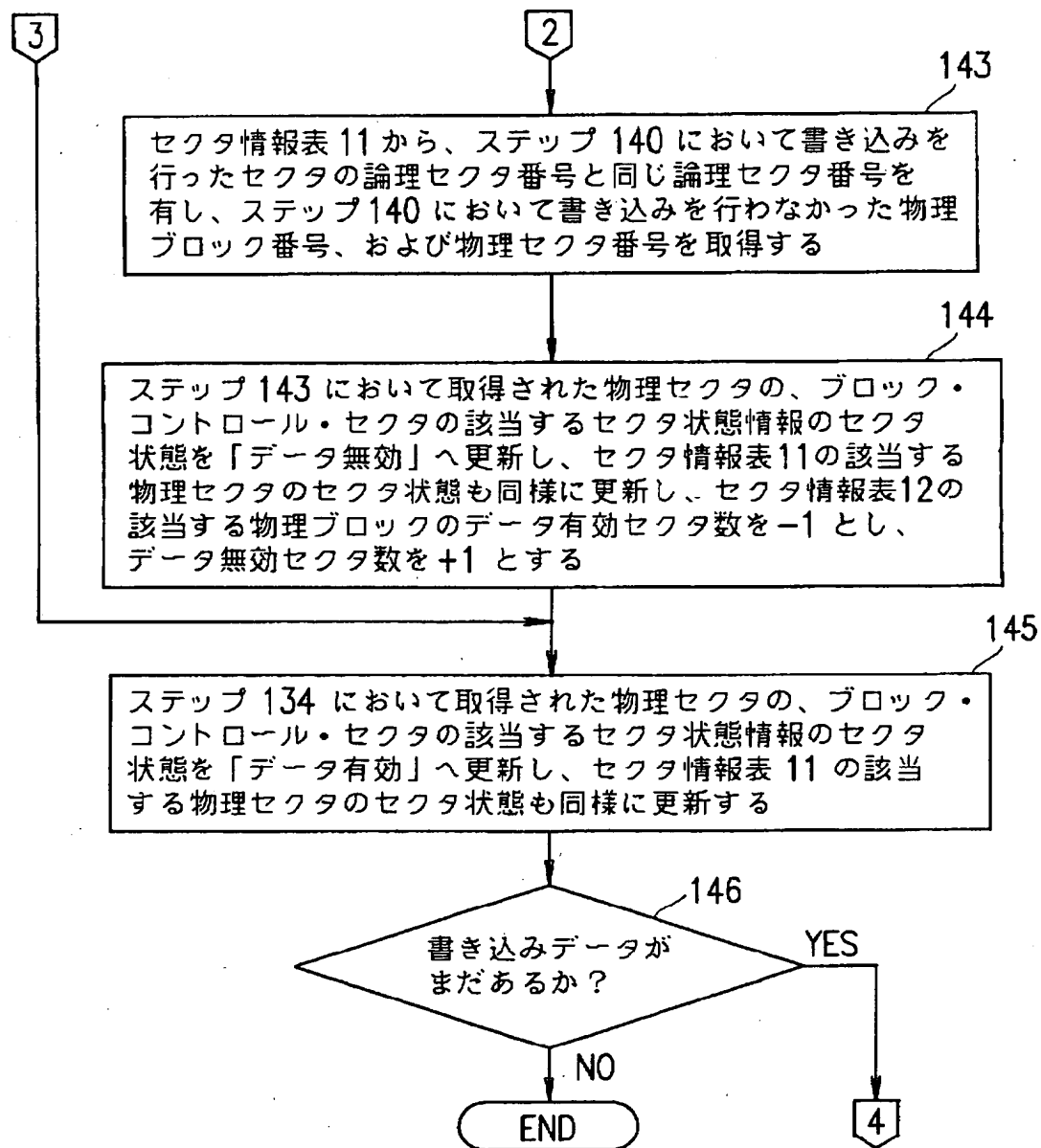
【図 25】



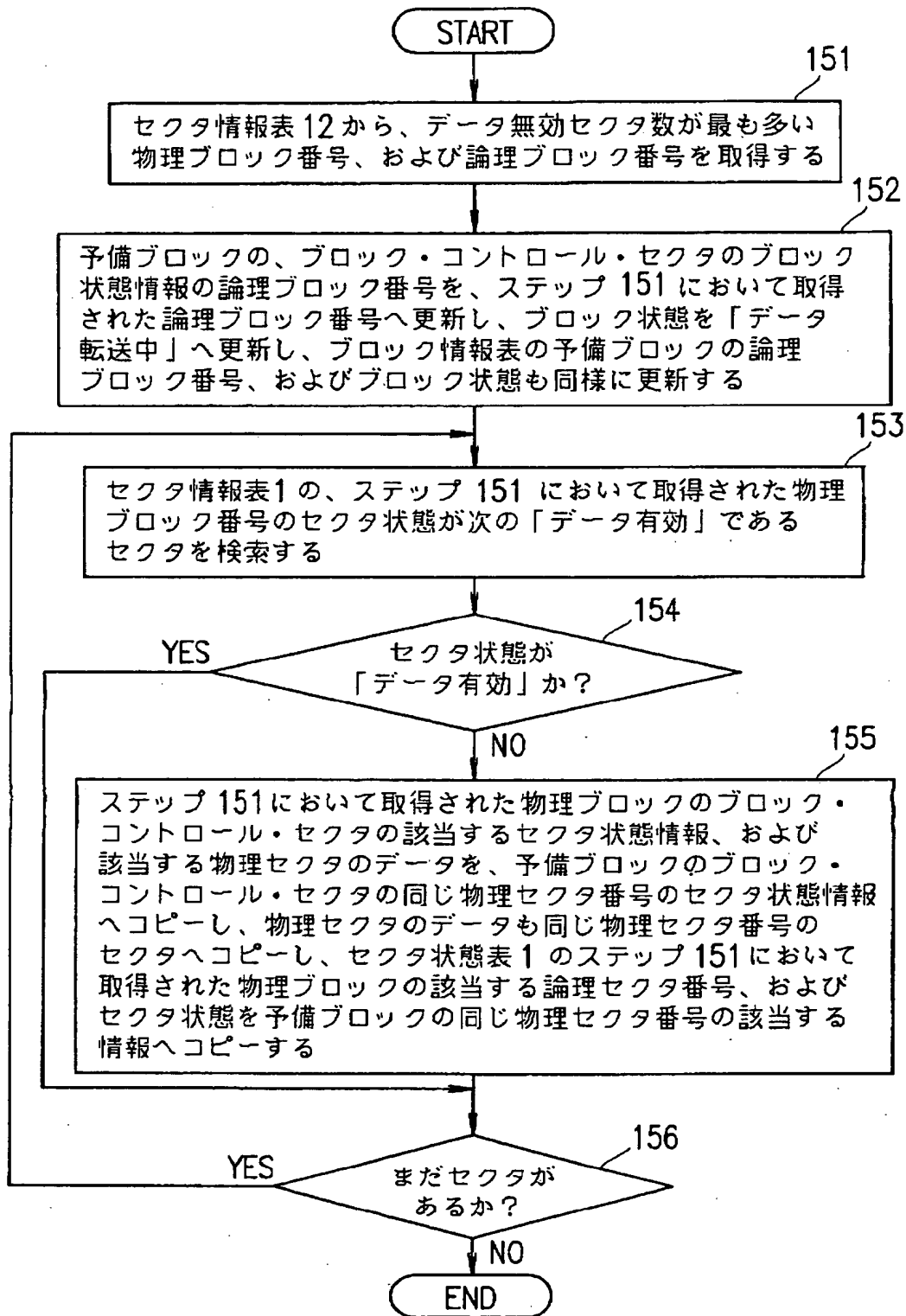
【図 26】



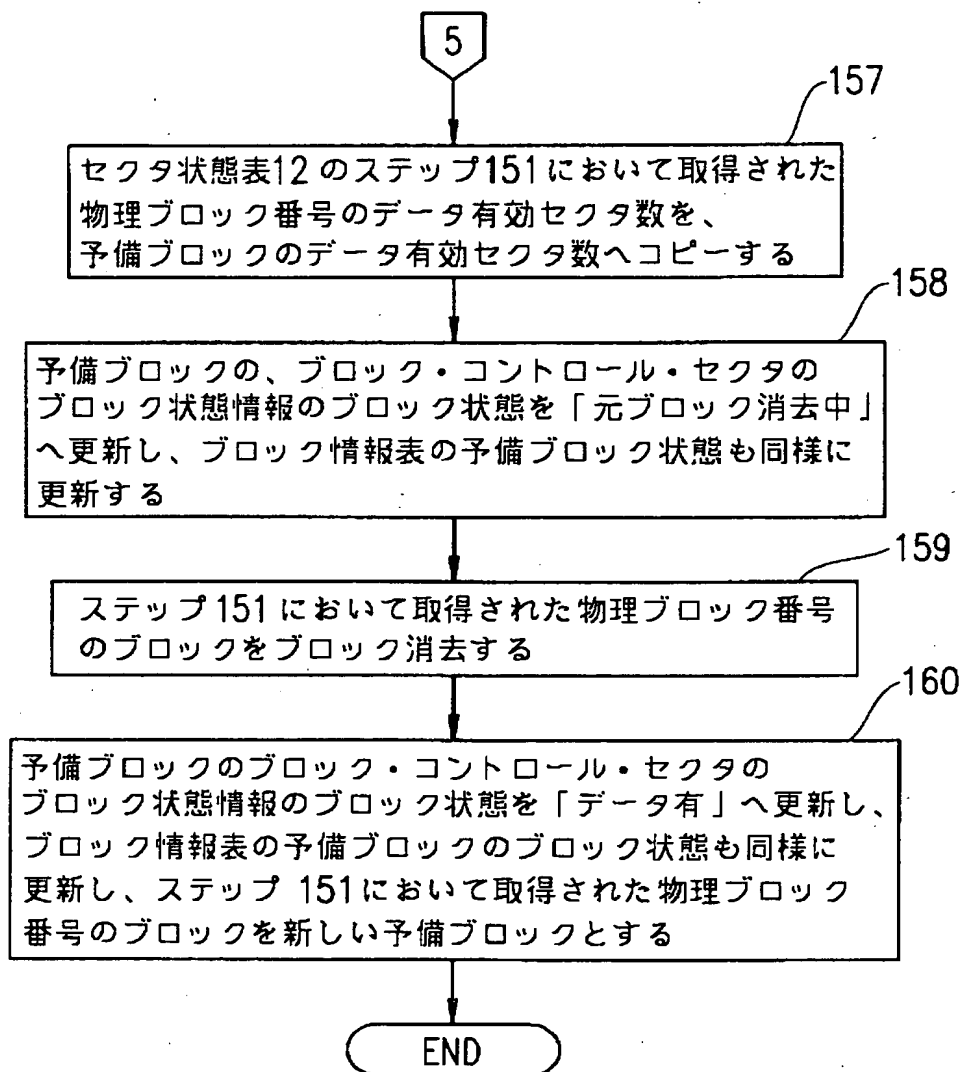
【図 27】



【図 28】



【図 29】



【書類名】 要約書

【要約】

【課題】 セクタ毎に分割したデータをデータリンク情報と共に、データ格納領域へ分散して格納することにより、データ格納領域をより有効に利用する。

【解決手段】 データを格納可能な複数のブロックによって構成され、かつブロックの単位でデータを消去可能とするフラッシュメモリ部 1 0 0 2 に格納されるデータを管理するデータ管理システム制御部 1 0 0 5 を備え、このデータ管理システム制御部 1 0 0 5 は、論理的なデータ管理単位であるセクタにデータを分散させるためのデータ間の順序関係を示すデータリンク情報を、不揮性半導体記憶部に対して、セクタ毎に分散した各データと共に格納するように制御し、データリンク情報として、セクタ毎に分散した各データ直前および直後のデータ格納場所に関する情報を格納するように制御する。

【選択図】 図 1

出 願 人 履 歴 情 報

識別番号 [000005049]

1. 変更年月日 1990年 8月29日

[変更理由] 新規登録

住 所 大阪府大阪市阿倍野区長池町22番22号

氏 名 シャープ株式会社